

IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

Applicant: Michael Goessel et al.

Examiner: Unknown

Serial No.: 10/577,288

Group Art Unit: Unknown

Filed: April 24, 2006

Docket No.: I431.135.101

Title: EVALUATION CIRCUIT AND METHOD FOR DETECTING AND/OR
LOCATING FAULTY DATA WORDS IN A DATA STREAM T_N

Commissioner for Patents
P.O. Box 1450
Alexandria, VA 22313-1450

Sir:

We are transmitting herewith the attached:

- ☒ Transmittal Sheet containing Certificate of Mailing (1 pg.).
- ☒ Submission of Priority Document (1 pg.).
- ☒ Certified Copy of Priority Document DE 103 49 933.4.
- ☒ Return Postcard.

Please consider this a PETITION FOR EXTENSION OF TIME for a sufficient number of months to enter these papers, if appropriate. At any time during the pendency of the application, please charge any additional fees or credit overpayment to Deposit Account No. 500471.

Customer No. 025281

By: 

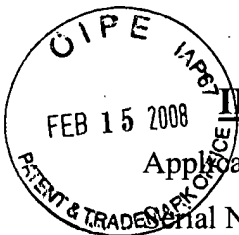
Name: Mark L. Gleason

Reg. No.: 39,998

CERTIFICATE UNDER 37 C.F.R. 1.8: The undersigned hereby certifies that this paper or papers, as described herein, are being deposited in the United States Postal Service, as first class mail, in an envelope address to: Commissioner for Patents, P.O. Box 1450, Alexandria, VA 22313-1450 on this 12 day of February, 2008.

By: 

Name: Mark L. Gleason



IN THE UNITED STATES PATENT AND TRADEMARK OFFICE

Applicant: Michael Goessel et al.

Examiner: Unknown

Serial No.: 10/577,288

Group Art Unit: Unknown

Filed: April 24, 2006

Docket No.: I431.135.101

Title: EVALUATION CIRCUIT AND METHOD FOR DETECTING AND/OR
LOCATING FAULTY DATA WORDS IN A DATA STREAM T_N

SUBMISSION OF PRIORITY DOCUMENT

Commissioner for Patents
P.O. Box 1450
Alexandria, VA 22313-1450

Dear Sir:

Applicant claims priority under 35 U.S.C. § 119 to German Patent Application Serial No. DE 103 49 933.4, filed October 24, 2003. A certified copy of the priority document is enclosed.

Applicant requests that the file of this application be marked to indicate that the requirements of 35 U.S.C. § 119 have been fulfilled and that the U.S. Patent and Trademark Office kindly acknowledge receipt of this document.

Respectfully submitted,

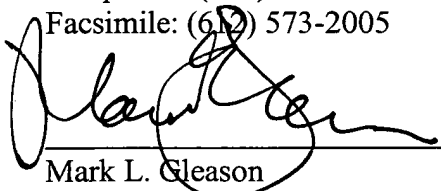
Michael Goessel et al.,

By their attorneys,

DICKE, BILLIG & CZAJA, PLLC
Fifth Street Towers, Suite 2250
100 South Fifth Street
Minneapolis, MN 55402
Telephone: (612) 767-2503
Facsimile: (612) 573-2005

Date:

02/12/2008
MLG/mlm


Mark L. Gleason
Reg. No. 39,998

CERTIFICATE UNDER 37 C.F.R. 1.8: The undersigned hereby certifies that this paper or papers, as described herein, are being deposited in the United States Postal Service, as first class mail, in an envelope address to: Commissioner for Patents, P.O. Box 1450, Alexandria, VA 22313-1450 on this 12 day of February, 2008.

By


Name: Mark L. Gleason



**Prioritätsbescheinigung über die Einreichung
einer Patentanmeldung**

Aktenzeichen: 103 49 933.4

Anmeldetag: 24. Oktober 2003

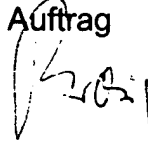
Anmelder/Inhaber: Infineon Technologies AG, 81669 München/DE

Bezeichnung: Auswerteschaltung und Verfahren zum Feststellen
und/oder zum Lokalisieren fehlerhafter Datenworte in
einem Datenstrom T_n

IPC: G 01 R, H 01 L

**Die angehefteten Stücke sind eine richtige und genaue Wiedergabe der ur-
sprünglichen Unterlagen dieser Patentanmeldung.**

München, den 29. September 2005
Deutsches Patent- und Markenamt
Der Präsident
Im Auftrag


Brosig

AZ: FIN 516 P/200352313

1



Beschreibung

Auswerteschaltung und Verfahren zum Feststellen und/oder zum Lokalisieren fehlerhafter Datenworte in einem Datenstrom T_n

5

Integrierte Schaltungen, insbesondere schnelle digitale Schnittstellenschaltungen/Interfaces werden häufig schon während des Herstellungsverfahrens einem oder mehreren Produktionstests unterzogen, bei dem bzw. bei denen Testmuster/Testpattern an die integrierte Schaltung angelegt und der in Abhängigkeit dieser Testmuster von der integrierten Schaltung erzeugte Datenstrom untersucht werden.

10

15

Produktionstests, bei denen fehlerhafte integrierte Schaltungen zuverlässig entdeckt und rechtzeitig aussortiert werden können, dauern verhältnismäßig lange und erfordern einen hohen Aufwand.

20

25

Bei gängigen Produktionstests, bei denen aus Zeit- und Kostengründen die Datenströme komprimiert oder kompaktiert werden, ist es oft nicht möglich, fehlerhafte integrierte Schaltungen bereits während eines Produktionstests zu ermitteln, so dass fehlerhafte integrierte Schaltungen oft noch weitere Fertigungsstationen durchlaufen, bis sie als fehlerhaft identifiziert werden. Wenn fehlerhafte integrierte Schaltungen nicht während des oder der Produktionstests, sondern erst zu einem späteren Zeitpunkt im Herstellungsverfahren erkannt werden, entstehen bspw. bedingt durch die verringerte Produktionsausbeute hohe Kosten.

30

Wenn bei mit komprimierten oder kompaktierten Datenströmen arbeitenden Produktionstests ein fehlerhafte Schaltung erkannt worden ist, so kann noch keine Aussage darüber getroffen wer-



AZ: FIN 516 P/200352313

2

den, welche Stelle oder welcher Bereich diesen Fehler verursacht hat. Dies muss durch Aussortieren der fehlerhaften Schaltung sowie durch einen separaten Testlauf festgestellt werden.

5

Es ist Aufgabe der vorliegenden Erfindung, eine Vorrichtung sowie ein Verfahren bereitzustellen, mit dem bzw. mit der eine produktionsbegleitende Überprüfung von integrierten Schaltungen ermöglicht wird, bei der vorhandene Fehler in den getesteten Schaltungen zuverlässig erkannt und genau lokalisiert werden können.

10

15

Diese Aufgabe wird mit dem Gegenstand der unabhängigen Patentansprüche gelöst. Vorteilhafte Weiterbildungen der Erfindung ergeben sich aus den jeweiligen Unteransprüchen.

20

Die erfindungsgemäße Auswerteschaltung ist zum Feststellen und/oder zum Lokalisieren von fehlerhaften Datenworten in einem Datenstrom T_n vorgesehen. Sie weist eine erste lineare Automaten-schaltung sowie eine parallel geschaltete zweite lineare Automaten-schaltung mit jeweils einer Menge von Zuständen $z(t)$ auf. Bei diesen linearen Automaten-schaltungen handelt es sich insbesondere um linear rückgekoppelte Schieberegister mit einer Multiple-Input-Linear-Feedback-Shift-Register-Architektur/MILFSR-Architektur.

25

30

Beide lineare Automaten-schaltungen sind mit einer gemeinsamen Eingangsleitung zur Aufnahme eines Datenstroms T_n aus n aufeinanderfolgenden, jeweils k Bit breiten Datenwörtern $y(1)$, ..., $y(n)$ ausgestattet. An diese Eingangsleitung können beliebige Testdaten angelegt werden, wobei die Gutsignatur der idealen fehlerfreien Testdaten bekannt sein muss. Die erste lineare Automaten-schaltung ist durch die Gleichung

AZ: FIN 516 P/200352313

3

$$z(t+1) = Az(t) \oplus y(t)$$

und die zweite lineare Automatenschaltung durch die Gleichung.

5

$$z(t+1) = Bz(t) \oplus y(t)$$

beschrieben. Dabei stellen A und B die Zustandsmatrizen der linearen Automatenschaltungen dar.

10

Die beiden linearen Automatenschaltungen können eine erste Signatur S1 bzw. eine zweite Signatur S2 berechnen, entweder direkt aus den Datenwörtern $y(1), \dots, y(n)$ des Datenstroms T_n oder ggf. aus bereits kodierten Datenwörtern $u^1(1), \dots, u^1(n)$ bzw. $u^2(1), \dots, u^2(n)$.

15

Unter Signatur wird in diesem Dokument eine Kompaktierung einer Menge von Datenwörtern verstanden. Aus diesen Signaturen ist es möglich, auf die fehlerhaften Datenwörter zurückzurechnen.

20

Diese berechneten Signaturen S1 und S2 werden durch ein nach der ersten linearen Automatenschaltung angeordnetes erstes Verknüpfungsgatter sowie durch ein nach der zweiten linearen Automatenschaltung angeordnetes zweites Verknüpfungsgatter jeweils mit einer fehlerfreien Gutsignatur verglichen. An den Ausgängen der Verknüpfungsgatter kann ein Vergleichswert mit den Gutsignaturen abgegriffen werden, mittels dessen ein Rückschluss darauf möglich ist, ob der betrachtete Datenstrom T_n kein, ein oder mehrere fehlerhafte Datenwörter $y'(i)$ aufweist.

25

30

Gemäß einem Grundgedanken der Erfindung kann aus den Signaturen eines Datenstroms T_n somit direkt auf die Anzahl der feh-

AZ: FIN 516 P/200352313

4

lerhaften Datenworte $y'(i)$ im Datenstrom T_n geschlossen werden.

5 Falls im Datenstrom T_n genau ein fehlerhaftes Datenwort $y'(i)$ in der i -ten Position des Datenstromes vorhanden ist, das sich von dem fehlerfreien Datenwort $y(i)$ um das nachfolgend auch einfach als Fehler bezeichnete Fehlerwort $e(i)$, $y'(i) = y(i) \oplus e(i)$, unterscheidet, wobei mit \oplus die komponentenweise Addition modulo 2 bezeichnet ist, ist es erfindungsgemäß möglich, die Position i des fehlerhaften Datenwortes $y'(i)$ im Datenstrom und
10 den Fehler $e(i)$ direkt aus den Differenzen der Signaturen S_1 und S_2 von den entsprechenden fehlerfreien Signaturen zu bestimmen.

15 Die bei einem Produktionstest ständig an eine Ausgabeeinheit zu übertragenden und zu untersuchenden Testmuster reduzieren sich daher erfindungsgemäß um mehrere Größenordnungen. Es ist für die Fehlerlokalisierung nicht mehr nötig, einen Vergleich aller Datenworte mit den jeweils bekannten fehlerfreien Daten-
20 worten, also insgesamt 2 mal n Datenworten durchzuführen.

Es ist ebenfalls möglich, eine produktionsbegleitende Fehlerstatistik zu führen und auszuwerten, um festzustellen, ob fehlerhafte Bauteile durch einen derart reduzierten Datenstrom zu
25 detektieren sind.

In einer ersten Ausführungsform der Auswerteschaltung, sind die Verknüpfungsgatter als exklusive Oder-Gatter ausgebildet, deren erster Eingang jeweils mit dem Ausgang der zugehörigen
30 linearen Automaten-schaltung verbunden ist und an deren zweiten Eingang eine Gutsignatur anzulegen ist.

AZ: FIN 516 P/200352313

5

Gemäß der Erfindung wird der Datenstrom T_n aus n Datenworten in zwei unterschiedlichen, linear rückgekoppelten Schieberegistern mit k parallelen Eingängen zu zwei Signaturen $S1$ und $S2$ kompaktiert. Aus den beiden bekannten Gutsignaturen $GS1$ und $GS2$ der beiden Schieberegister für den fehlerfreien Datenstrom T_n ergeben sich durch eine exklusive Oder-Verknüpfung mit den tatsächlich bestimmten Signaturen $S1$ und $S2$ die Signaturdifferenzen $\Delta S1 = GS1 \oplus S1$ und $\Delta S2 = GS2 \oplus S2$. Aus diesen Signaturdifferenzen $\Delta S1$ und $\Delta S2$ sind für den Fall, dass nur ein Datenwort im Datenstrom fehlerhaft ist, die Position i des fehlerhaften Datenwortes $y'(i)$ im Datenstrom T_n und das Fehlerwort $e(i)$, das die Abweichung des fehlerhaften Datenwortes $y'(i)$ vom korrekten Datenwort $y(i)$, $y'(i) = y(i) \oplus e(i)$ beschreibt, bestimmt.

15 Liegen Fehler in zwei oder mehreren, beliebig vielen Datenworten vor, so ergibt sich aus den Signaturdifferenzen $\Delta S1$ und $\Delta S2$ als Ergebnis der erfindungsgemäßen Auswerteschaltung, dass der Datenstrom T_n fehlerhaft ist.

20 In einer zweiten Ausführungsform der Erfindung verfügt die Auswerteschaltung über einen vor der ersten linearen Automata-schaltung angeordneten ersten Kodierer. Dieser kodiert das Datenwort $y(i)$ mit der Datenwortlänge von k Bit für $i=1, \dots, n$ in ein kodiertes Datenwort $u^1(i)$, $u^1(i) = \text{Cod1}(y(i))$ der Wortbreite von $K1$ Bit. Cod1 ist dabei die Kodierungsfunktion des ersten Kodierers.

Dabei kann die Kodierfunktion Cod1 des ersten Kodierers so beschaffen sein,

30 - dass für $y'(i) = y(i) \oplus e(i)$ eine Funktion f_1 mit $f_1(0) = \bar{0}$ existiert,

10

AZ: FIN 516 P/200352313

6

- dass $\text{Cod1}(y'(i)) = \text{Cod1}(y(i) \oplus e(i)) = \text{Cod1}(y(i) \oplus f_1(e(i)))$ bzw. $\text{Cod1}(y'(i)) = u^1(i) \oplus f_1(e(i))$ gilt
- und dass es eine Funktion f_1^{-1} , mit $f_1^{-1}(f_1(e)) = e$ für alle möglichen k-stelligen Binärwörter e gibt, wobei e ein Fehlerwort ist, um das ein fehlerhaftes Datenwort im Datenstrom T_n von einem korrekten Datenwort abweichen kann.

10 In einer weiteren Ausführungsform der Erfindung verfügt die Auswerteschaltung über einen vor der zweiten linearen Automata-schaltung angeordneten zweiten Kodierer. Dieser kodiert das Datenwort $y(i)$ mit der Datenwortlänge von k Bit für $i=1, \dots, n$ in ein kodiertes Datenwort $u^2(i)$, $u^2(i) = \text{Cod2}(y(i))$ der Wortbreite von K2 Bit. Dabei ist Cod2 die Kodierungsfunktion des zweiten Kodierers.

15 Die Kodierfunktion Cod2 des zweiten Kodierers kann dabei so beschaffen sein,

- dass für $y'(i)$ gilt $y'(i) = y(i) \oplus e(i) = \text{Cod2}(y(i) \oplus f_2(e(i)))$ bzw. $\text{Cod2}(y'(i)) = u^2(i) \oplus f_2(e(i))$
- 20 - und dass eine Funktion f_2^{-1} mit $f_2^{-1}(f_2(e)) = e$ existiert.

Die Kodierer können auch als durchgezogene Leitungen realisiert sein und eine identische Abbildung bewirken:

25 $\text{Cod1}(y(i)) = \text{Cod2}(y(i)) = y(i)$ für $i=1, \dots, n$

Diese Ausgestaltung entspricht der bereits beschriebenen Auswerteschaltung ohne Kodierer.

30 Die Auswertung wird vereinfacht, wenn die Wortbreite K1 der von dem ersten Kodierer kodierten Datenwörter $u^1(i)$ gleich der Wortbreite K2 der von dem zweiten Kodierer kodierten Datenwörter

AZ: FIN 516 P/200352313

7

11

ter $u^2(i)$ ist, wenn der erste Kodierer hinsichtlich seines Aufbaus und seiner Funktion mit dem zweiten Kodierer übereinstimmt und wenn die Wortbreite $K1$ der von dem ersten Kodierer kodierten Datenwörter $u^1(i)$ und die Wortbreite $K2$ der von dem zweiten Kodierer kodierten Datenwörter $u^2(i)$ jeweils gleich der Wortbreite k der Datenwörter $y(1), \dots, y(n)$ des Datenstroms T_n ist.

In einer vorteilhaften Weiterbildung der Erfindung können die Kodierungsfunktionen $Cod1$ und $Cod2$ des ersten Kodierers und des zweiten Kodierers wie folgt ausgebildet sein:

$$\begin{aligned} &Cod1(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i)) \\ &= P1(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} &Cod2(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i)) \\ &= P2(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0) \end{aligned}$$

für $i, 1, \dots, n$

20

Dabei ist die Anzahl der am Ende von $P1(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0)$ befindlichen Nullen gleich $(K1-k)$, und die Anzahl der am Ende von $P2(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0)$ ist gleich $(K2-k)$. $P1$ stellt eine beliebige Permutation der $K1$ Komponenten von $(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0)$, und $P2$ eine beliebige Permutation der $K2$ Komponenten von $(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0)$ dar.

In die $K1=K2=k+1$ Bit breiten Zustandsvektoren der linearen Automatenschaltungen werden in diesem Fall nur k Bit von $y_1(i), \dots, y_k(i)$ über XOR-Elemente eingegeben. Für die Eingabe der konstanten Werte 0 sind keine XOR-Elemente erforderlich. Da-

30

12

AZ: FIN 516 P/200352313

8

durch wird eine einfache Anpassung der Wortbreite der Datenwörter an die Wortbreite der Zustände gewährleistet.

5 Praktisch werden dabei in das k-Bit Datenwort $y_1(i), \dots, y_k(i) = y(i)$ an $(K1-k)$ Stellen bzw. an $(K2-k)$ Stellen Nullen eingefügt. Die Komponenten können dabei durch die Permutationen noch vertauscht werden. Dadurch wird die Dimension der linearen Automaten-schaltungen gleich $K1 > k, K2 > k$. Die Wahrscheinlichkeit eines falsch erkannten Fehlers wird damit geringer.

10

In einer alternativen Ausprägung der Auswerteschaltung sind die Kodierungsfunktionen Cod1 und Cod2 des ersten Kodierers und des zweiten Kodierers wie folgt ausgebildet:

15

$$\begin{aligned} & \text{Cod1}(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i)) \\ & = P1(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), b_1^1, \dots, b_{K1-k}^1) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} & \text{Cod2}(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i)) \\ & = P2(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), b_1^2, \dots, b_{K2-k}^2) \end{aligned}$$

20

mit $b_1^1, \dots, b_{K1-k}^1, b_1^2, \dots, b_{K2-k}^2 \in \{0,1\}$. P1 und P2 stellen dabei beliebige Permutationen dar. Bei der praktischen Umsetzung dieser Ausprägung der Erfindung werden in das Datenwort $y_1(i), \dots, y_k(i) = y(i)$ an $K1-k$ ($K2-k$) Stellen Nullen und Einsen eingefügt.

25

Besonders vorteilhaft ist es, wenn die Kodierungsfunktion Cod1 des ersten Kodierers und/oder die Kodierungsfunktion Cod2 des zweiten Kodierers so ausgebildet sind, dass sie einen linearen Blockcode, $f_1 = \text{Cod1}$ bzw. $f_2 = \text{Cod2}$, realisieren. Dem Fachmann bekannte lineare Blockcodes können bspw. als Hamming-Kodes, als Paritätsbit-Kodes oder als Gruppen-Paritätsbit-Kodes ausgebildet sein.

30

AZ: FIN 516 P/200352313

9

13

Das Feststellen und das Lokalisieren fehlerhaften Datenworte in einem Datenstrom T_n kann dadurch vereinfacht werden, indem die linearen Automatenschaltungen so gewählt werden, dass ihre Zustandsmatrizen A und B wie folgt miteinander in Beziehung stehen:

$$B = A^n, \text{ mit } n \neq 1,$$

oder wenn die Zustandsmatrix B der zweiten linearen Automatenschaltung gleich der invertierten Zustandsmatrix A^{-1} der ersten linearen Automatenschaltung ist

$$B = A^{-1}$$

15

In einer weiteren Ausführungsform der Auswerteschaltung liegen die erste lineare Automatenschaltung als linear rückgekoppeltes Schieberegister und die zweite lineare Automatenschaltung als inverses linear rückgekoppeltes Schieberegister vor. Dabei weisen beide lineare Automatenschaltungen eine parallele Eingabe auf.

20

Die linearen Automatenschaltungen können auch als linear rückgekoppelte, K_1 -dimensionale bzw. K_2 -dimensionale Multi-Input-Schieberegister, insbesondere maximale Längen vorliegen.

25

Die Erfindung betrifft auch ein Verfahren zum Feststellen fehlerhafter Datenworte $y'(i)$ in einem Datenstrom T_n aus n Datenwörtern $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)$ der Datenwortbreite k und/oder zum Lokalisieren eines fehlerhaften Datenworts $y'(i)$ und einer fehlerhaften Position i eines fehlerhaften Datenworts $y'(i) = y(i) \oplus e(i)$.

30

17

AZ: FIN 516 P/200352313

10

Der Datenstrom T_n weicht dabei in der i -ten Position von dem korrekten Datenstrom $y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n)$ um $e(i)$ ab.

- 5 Dabei werden zunächst die Datenwörter des Datenstromes T_n in einen ersten Kodierer mit der Kodierfunktion Cod1 und der Dekodierungsfunktion Decod1 eingegeben. Der erste Kodierer kodiert die Datenwörter $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)$ in die kodierten Datenwörter $u^1(1), \dots, u^1(i-1), u^1(i), u^1(i), \dots, u^1(n)$ der Wortbreite K_1 mit $K_1 \geq k$.

- 15 Für $y'(i) = y(i) \oplus e(i)$ existiert eine Funktion f_1 derart, dass $f_1(0)=0$ und $\text{Cod1}(y'(i)) = \text{Cod1}(y(i) \oplus e(i)) = \text{Cod1}(y(i) \oplus f_1(e(i)))$ gilt und dass es eine Funktion f_1^{-1} ($f(e)=e$ für alle prinzipiell möglichen k -stelligen Fehler mit $f_1^{-1}(f_1(e))$ gibt.

- 20 Dann werden die derart kodierten Datenwörter in die Eingänge einer ersten linearen Automatenschaltung mit K_1 -dimensionalem Zustandsvektor z^1 eingegeben.

Die erste lineare Automatenschaltung ist durch die Automaten-gleichung

25

$$z^1(t+1) = A \cdot z^1(t) + u^1(t) \quad (\text{I})$$

- beschrieben. Ihre Matrix A ist als $K_1 \times K_1$ Matrix mit binärem Koeffizienten ausgebildet, so dass eine inverse Matrix A^{-1} existiert und die Additionen und Multiplikationen in (1) modulo 2 erfolgen.

30

15

AZ: FIN 516 P/200352313

11

Die erste lineare Automatenschaltung geht bei Eingabe von $y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n)$ in den Kodierer und damit bei Eingabe von $u^1(1), \dots, u^1(i-1), u^1(i), u^1(i+1), \dots, u^1(n)$ in die erste lineare Automatenschaltung in den Zustand $z^1(n+1) = S(L1, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n))$ über.

Bei Eingabe der in der i -ten Position fehlerhaften Eingabe $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), \dots, y(n)$ in den Kodierer und damit bei Eingabe von $u^1(1), \dots, u^1(i-1), u^1(i), \dots, u^1(n)$ in die erste lineare Automatenschaltung geht diese in den Zustand $z^{1'}(n+1) = S(L1, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n))$ über.

Dabei sind die Signaturen der korrekten und der fehlerhaften Datenfolge jeweils mit $S(L1, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n))$ und mit $S(L1, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n))$ bezeichnet.

Diese Signatur des Datenstroms T_n kann mit einer bekannten Gutsignatur verglichen werden. Ergibt dieser Vergleich keine auf wenigstens ein fehlerhaftes Datenwort $y'(i)$ hindeutende Abweichung, so ist der Datenstrom T_n mit hoher Wahrscheinlichkeit fehlerfrei. In diesem Fall wird das erfindungsgemäße Verfahren mit einem neuen Datenstrom T_n wieder von vorne begonnen.

Wird hingegen eine auf wenigstens ein fehlerhaftes Datenwort $y'(i)$ hindeutende Abweichung festgestellt, so fährt das Verfahren mit dem nächsten Verfahrensschritt fort, bei dem die Datenwörter $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), \dots, y(n)$ des Datenstromes T_n in einem zweiten Kodierer mit der Kodierungsfunktion $Cod2$ und der Dekodierungsfunktion $Decod2$ eingegeben werden.

16

AZ: FIN 516 P/200352313

12

Die Eingabe des Datenstromes T_n in den zweiten Kodierer erfolgt in der Praxis zumeist zeitgleich mit der Eingabe in den ersten Kodierer. Wenn der gleiche Datenstrom T_n auch zweimal zeitversetzt zur Verfügung gestellt werden kann, kann die Eingabe in die Kodierer auch nacheinander erfolgen. Bei dieser Ausführungsform ist von Vorteil, dass nur ein Kodierer und nur eine lineare Automatenschaltung zur Verfügung stehen muss, die zweimal hintereinander für den gleichen Datenstrom T_n zum Einsatz kommen.

Der zweite Kodierer und die zweite Automatenschaltung können dabei durch eine einfache Modifikation aus dem ersten Kodierer und aus der ersten Automatenschaltung erhalten werden.

Der zweite Kodierer kodiert die Datenwörter $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)$ in die kodierten Datenwörter $u^2(1), \dots, u^2(i-1), u^2(i), u^2(i+1)$ der Datenwortbreite $K_2, K_2 \geq k$.

Für $y'(i)$ gilt dabei

$$\text{Cod2}(y'(i)) = \text{Cod2}(y(i) \oplus e(i)) = \text{Cod2}(y(i)) \oplus f_2(e(i))$$

Es existiert eine Funktion f_2^{-1} mit $f_2^{-1}(f_2(e)) = e$.

Die derart kodierten Datenwörter werden in die Eingänge einer zweiten linearen Automatenschaltung mit K_2 -dimensionalem Zustandsvektor z^2 eingegeben. Dieser ist durch die folgende Automatengleichung beschrieben:

$$z^2(t+1) = B \cdot z^2(t) \oplus u^2(t) \quad (\text{VII})$$

17

AZ: FIN 516 P/200352313

13

Die Matrix B der zweiten linearen Automatenschaltung mit $B \neq A$ ist eine $K2 \times K2$ -Matrix mit binärem Koeffizienten, für die eine inverse Matrix B^{-1} existiert. Die Additionen und Multiplikationen in (VII) erfolgen modulo 2.

5

Die zweite lineare Automatenschaltung geht bei der Eingabe der korrekten Datenfolge $y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n)$ in den zweiten Kodierer und bei Eingabe der kodierten Folge $u^1(1), \dots, u^1(i-1), u^1(i), u^1(i+1), \dots, u^1(n)$ in den

10

Zustand $z^2(n+1) = S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n))$ über.

15

Bei Eingabe der fehlerhaften Datenfolge $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)$ in den zweiten Kodierer und bei Eingabe der kodierten Folge $u^2(1), \dots, u^2(i-1), u^2(i), u^2(i+1), \dots, u^2(n)$ in die zweite lineare Automatenschaltung geht diese in den Zustand $z^{2'}(n+1) = S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y'(i), y(i+1), \dots, y(n))$ über.

20

Dabei sind die Signaturen der korrekten und der fehlerhaften Datenfolge jeweils mit $S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n))$ und mit $S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), \dots, y(n))$ bezeichnet.

25

Nun können die Signaturdifferenzen $\Delta S1$ und $\Delta S2$ bestimmt werden, und zwar aus den bestimmten Signaturen $S1$ und $S2$ und aus den vorgegebenen Gutsignaturen. Diese Berechnung der Signaturdifferenzen $\Delta S1$ und $\Delta S2$ erfolgt bspw. durch komponentenweise exklusive Oder-Verknüpfungen der Signaturen $S1$ und $S2$ mit den vorgegebenen Gutsignaturen.

30

Die Signaturdifferenzen $\Delta S1$ und $\Delta S2$ sind wie folgt definiert.

18

AZ: FIN 516 P/200352313

14

$$\Delta S1 = \begin{matrix} S(L1, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n)) \oplus \\ S(L1, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)) \end{matrix}$$

und

5

$$\Delta S2 = \begin{matrix} S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n)) \oplus \\ S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)) \end{matrix}$$

Dabei werden die Signaturen komponentenweise XOR verknüpft.

10

Die folgenden Verfahrensschritte können von einer externen Berechnungseinheit, bspw. einem Computersystem unter Verwendung der bis zu diesem Zeitpunkt des Verfahrens bestimmten Werte vorgenommen werden.

15

Nun kann, falls genau ein fehlerhaftes Datenwort vorliegt, auf dessen Position i zurückgerechnet werden, und zwar indem eine eindeutige Lösung für die Position i des fehlerhaften Datenworts durch Lösen der Gleichung

20

$$f_1^{-1}(A^{i-n} \Delta S1) = f_2^{-1}(B^{i-n} \Delta S2) \quad (XVI)$$

bestimmt wird. Der Wert der Position i kann aus der Gleichung (XVI) eindeutig bestimmt werden.

25

Falls sich keine eindeutige Lösung für i ergibt, wird durch ein Ausgabemedium eine Mitteilung ausgegeben, dass in dem betrachteten Datenstroms T_n zwei oder mehr Fehler vorliegen.

30

Wenn der Wert der Position i berechnet worden ist, so kann auch eine eindeutige Lösung für alle Bits des fehlerhaften Datenworts $e(i)$ im Datenstroms T_n bestimmt werden, und zwar durch Lösen der Gleichung

19

AZ: FIN 516 P/200352313

15

$$e(i) = f_1^{-1}(A^{i-n} \cdot \Delta S1)$$

(XIV)

Der Wert für $e(i)$ ist aus der Gleichung (XIV) für den aus
5 (XVI) bestimmten Wert für $i \in \{1, \dots, n\}$ festgelegt.

Die Position i des fehlerhaften Datenworts $y'(i)$ sowie der
Fehler e im Datenstrom T_n können durch ein Ausgabemedium,
bspw. durch einen Bildschirm oder durch einen Drucker zur Ver-
10 fügung gestellt werden.

Die Verfahrensschritte des vorstehend beschriebenen Verfahrens
können mit einer bereits beschriebenen, erfindungsgemäßen Aus-
werteschaltung durchgeführt werden, deren Ausgänge, an denen
15 die Signaturdifferenzen $\Delta S1$ und $\Delta S2$ bereitgestellt werden,
ggf. mit einer externen Berechnungseinheit, bspw. einem Compu-
tersystem verbunden ist, das die Rückberechnungsschritte
durchführt.

20 Die Erfindung betrifft auch eine zu testenden integrierte
Schaltung, auf der eine erfindungsgemäße Auswerteschaltung in
einer der vorstehend beschriebenen Ausführungsformen, insbe-
sondere zusätzlich zur normalen Schaltung quasi als add-on
enthalten ist. Dabei ist die erfindungsgemäße Auswerteschal-
25 tung auf dem integrierten Schaltkreis oder auf dem Halbleiter-
bauteil monolithisch integriert.

Die Erfindung betrifft auch eine Nadelkarte zum Testen von in-
tegrierten Schaltungen, bei der eine erfindungsgemäße Auswer-
30 teschaltung in einer der vorstehend beschriebenen Ausführungs-
formen integriert ist.

AZ: FIN 516 P/200352313

16

Die Erfindung betrifft weiterhin ein testerspezifisches load board mit Testfassungen zum Einstecken von integrierten Schaltungen oder zur Aufnahme einer solchen Nadelkarte oder zum Anschluss eines handlers, wobei auf dem load board wenigstens eine erfindungsgemäße Auswerteschaltung in einer der vorstehend beschriebenen Ausführungsformen integriert ist. Ein solches load board kann auch als Adapterboard bezeichnet werden.

Die erfindungsgemäße Auswerteschaltung kann auch direkt auf einem Tester/ Messgerät/Testsystem/Testautomat zum Testen von integrierten Schaltkreisen integriert werden. Solch ein Tester verfügt über mehrere Instrumente zum Erzeugen von Signalen oder Datenströmen und über mehrere Mess-Sensoren, insbesondere für Ströme und Spannungen und weist ein Loadboard auf, das zur Aufnahme wenigstens einer Nadelkarte zum Testen von integrierten Schaltkreisen und/oder zum Anschluss eines Handlers an einen Tester von integrierten Schaltkreisen vorgesehen ist und/oder das mit wenigstens einem Testsockel zum Testen von integrierten Schaltkreisen ausgestattet ist.

20

Gemäß einem weiteren Grundgedanken der Erfindung kann die erfindungsgemäße Auswerteschaltung in allen vorstehend beschriebenen Ausführungsformen einfach und sehr platzsparend auf allen möglichen Schaltungen oder Geräten in jeder Abstraktionsebene bzw. auf jeder Messgeräteebene vorgesehen werden. Beeinträchtigungen der Funktionsweise ergeben sich dabei nicht. Die konkrete Ausgestaltung der vorstehend beschriebenen Gegenstände mit einer solchen Auswerteschaltung ergibt sich für den Fachmann vollständig und eindeutig aus den in dieser Patentschrift enthaltenen Informationen sowie aus seinem Fachwissen. Dabei ist lediglich zu beachten, dass die erfindungsgemäße Auswerteschaltung jeweils zusätzlich zu den auf den vorstehend

30

21

AZ: FIN 516 P/200352313

17

genannten Gegenständen enthaltenen Schaltungen aufzubringen ist.

5 Die Erfindung wird auch in einem Computerprogramm zum Ausführen des Verfahrens zum Feststellen und/oder zum Lokalisieren fehlerhafter Datenworte in einem Datenstrom T_n verwirklicht. Das Computerprogramm enthält dabei Programmanweisungen, die ein Computersystem veranlassen, ein solches Testverfahren in einer vorstehend beschriebenen Ausführungsform auszuführen.

10

Dabei werden insbesondere die Verfahrensschritte des Erzeugens und des Eingebens von Datenwörtern $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)$ eines Datenstroms T_n in die Auswerteschaltung sowie die Rückberechnungsschritte auf die Position des fehlerhaften Datenworts $y'(i)$ und des Fehlers e aus den Signaturdifferenzen $\Delta S1$ und $\Delta S2$ mit einem Computersystem gesteuert oder auf einem Computersystem selbst durchgeführt. Das Computerprogramm gibt die Ergebnisse als digitale Datenfolgen oder in einer daraus generierten Darstellungsform auf einer Ausgabereinheit aus, insbesondere auf einem Bildschirm oder auf einem Drucker, oder speichert diese Ergebnisdaten in einem Speicherbereich. Durch das erfindungsgemäße Computerprogramm können fehlerhafte Datenworte schnell, effektiv und zuverlässig bestimmt werden, wobei sich eine deutliche Beschleunigung der

15

20

25 Testlaufzeit ergibt.

30

Die Erfindung betrifft außerdem ein Computerprogramm, das auf einem Speichermedium, insbesondere in einem Computerspeicher oder in einem Direktzugriffsspeicher enthalten ist oder das auf einem elektrischen Trägersignal übertragen wird. Die Erfindung betrifft auch ein Trägermedium, insbesondere einen Datenträger, wie bspw. eine Diskette, ein Zip-Laufwerk, einen Streamer, eine CD oder eine DVD, auf denen ein vorstehend be-

AZ: FIN 516 P/200352313

18

schriebenes Computerprogramm abgelegt ist. Ferner betrifft die Erfindung ein Computersystem, auf dem ein solches Computerprogramm gespeichert ist. Schließlich betrifft die Erfindung auch ein Download-Verfahren, bei dem ein solches Computerprogramm aus einem elektronischen Datennetz, wie bspw. aus dem Internet, auf einen an das Datennetz angeschlossenen Computer heruntergeladen wird.

Die Erfindung ist in den Zeichnungen anhand eines Ausführungsbeispiels näher veranschaulicht.

Figur 1 zeigt eine erste Messdatenflussdarstellung mit n fehlerfreien Datenworten $y(1), y(2), \dots, y(n)$,

Figur 2 zeigt eine zweite Messdatenflussdarstellung mit einem fehlerhaften Messdatenwort $y'(i)$,

Figur 3 zeigt eine schematische Darstellung einer ersten linearen Automaten-schaltung,

Figur 4 zeigt eine schematische Darstellung einer zweiten linearen Automaten-schaltung,

Figur 5 zeigt ein Ablaufschema zum Bestimmen von Signaturunterschieden $\Delta S1$ und $\Delta S2$ aus einem Messdatenstrom T_n ,

Figur 6 zeigt ein Ablaufdiagramm zur Veranschaulichung des erfindungsgemäßen Verfahrens zum Feststellen eines Fehlers $e(i)$ in einem Datenwort $y(i)$.

Figur 1 zeigt eine erste Messdatenflussdarstellung 1.

Die erste Messdatenflussdarstellung 1 umfasst einen in Figur 1 rechteckig dargestellten pseudo-zufälligen Messdatenstrom T_n , der sich in n aufeinanderfolgende Datenworte $y(1), y(2), \dots, y(n)$ mit jeweils einer gleichen Datenwortlänge von k Bit gliedert.

AZ: FIN 516 P/200352313

19

Links der ersten Messdatenflussdarstellung 1 ist ein Eingang der Bitbreite k gezeigt, an dem die Messdatenworte $y(1)$, $y(2)$, ..., $y(n)$ bspw. von einem getesteten integrierten Schaltkreis jeweils getaktet ausgegeben werden. Daher sind die Messdatenworte mit den höheren Indizes in Figur 1 weiter links angeordnet. Ein solcher getesteter integrierter Schaltkreis wird nachfolgend auch Device Under Test/DUT bezeichnet.

Rechts der ersten Messdatenflussdarstellung 1 ist ein Ausgang der Bitbreite k dargestellt, über den die Messdaten einem Schieberegister 11 zugeleitet werden. Bei dem Schieberegister 11 handelt es sich um ein Schieberegister mit einer Multiple-Input-Linear-Feedback-Shift-Register-Architektur bzw. mit einer MILFSR-Architektur. Durch das Schieberegister 11 sollen alle n Datenworte in einem einzigen Datenwort der Länge k Bit komprimiert werden. Die Vorschrift für die Abbildung von n Datenworten $y(1)$, $y(2)$, ..., $y(n)$ in eine einzige Signatur ist in Gleichung (1) gegeben.

$$S(1 \rightarrow n) = S(y(1), y(2), \dots, y(n)) \quad (1)$$

Der Anfangszustand $z(t_0)$ des Schieberegisters 11 mit der MILFSR-Architektur ist durch den Nullvektor 0 gegeben, $z(t_0) = 0$.

Figur 2 zeigt eine zweite Messdatenflussdarstellung 2 mit einem fehlerhaften Messdatenwort $y'(i)$.

Die zweite Messdatenflussdarstellung 2 unterscheidet sich von der ersten Messdatenflussdarstellung 1 dadurch, dass ihr Datenstrom T_n einen Fehler $e(i)$ im i -ten Datenwort $y'(i)$ des Datenstroms T_n aufweist.

AZ: FIN 516 P/200352313

20

Wenn ein solcher Fehler $e(i)$ im Datenwort $y'(i)$ des Datenstroms T_n vorliegt, ist die Vorschrift für die Abbildung von n Datenworten $y(1), y(2), \dots, y(n)$ durch die Signatur des Schieberegisters 11 durch Gleichung (2) gegeben.

$$S(1 \rightarrow n, i, e) = S(y(1), y(2), \dots, e(i), \dots, y(n)) \quad (2)$$

10 Diese Signatur wird mit dem Schieberegister 11 nun aus den Datenworten $y(1), y(2), \dots, e(i), \dots, y(n)$ erzeugt. Das Schieberegister 11 weist die bereits mit Bezug auf Figur 1 erwähnte MILFSR-Architektur auf.

15 Durch geschickten Vergleich der Signaturen $S(y(1), y(2), \dots, e(i), \dots, y(n))$ in Gleichung (1) und $S(y(1), y(2), \dots, e(i), \dots, y(n))$ in Gleichung (2) kann auf die Position i des fehlerhaften Datenworts $y'(i)$ und auf den Fehler $e(i)$, d. h. auf alle seine fehlerhaften Bits $e(i)$ zurückgerechnet werden.

20

Enthält eine bekannte digitale Testantwort eines DUT genau einen Fehler $e(i)$ im i -ten Datenwort des Datenstroms, so können mit Hilfe der aus einer MILFSR Architektur berechneten Abbildung $S(1 \rightarrow n, i, e)$ das Datenwort $y'(i)$ und alle fehlerhaften Bits seines Fehlers $e(i)$ gewonnen werden. Dies geschieht zu einem Zeitpunkt $t > n$, an dem die Datenworte $y(1), y(2), \dots, y(n)$ des Datenstroms T_n nicht mehr zur Verfügung stehen bzw. nicht mehr benötigt werden.

25

30 Gemäß der vorliegenden Erfindung brauchen für den Test, für die Diagnose und für die Fehlerkorrektur eines Fehlers in einem beliebigen Datenwort des Datenstroms T_n aus n k -bit Daten-

AZ: FIN 516 P/200352313

21

worten nur 2 Signaturen, d.h. 2 k-bit Datenworte ausgewertet zu werden.

Figur 3 zeigt eine schematische Darstellung einer ersten linearen Automaten-schaltung L1.

Die erste lineare Automaten-schaltung L1 umfasst vier in Figur 3 rechteckig dargestellte und jeweils nacheinander angeordnete Zustände z_1 , z_2 , z_3 und z_4 , die in Speicherelementen, bspw. D-Flip Flops gespeichert sind. Vor dem ersten Zustand z_1 und jeweils zwischen den Zuständen z_2 , z_3 und z_4 sind vier exklusive Oder-Gatter XOR_1 , XOR_2 , XOR_3 und XOR_4 vorgesehen, deren erste Eingänge jeweils von vier Messdatenleitungen y_1 , y_2 , y_3 und y_4 gebildet werden und deren Ausgänge mit dem jeweils nachfolgenden Zuständen z_1 , z_2 , z_3 und z_4 verbunden sind.

Der zweite Eingang des zweiten Oder-Gatters XOR_2 ist mit dem Ausgang des ersten Zustands z_1 verbunden. Der zweite Eingang des dritten Oder-Gatters XOR_3 wird von dem Ausgang des zweiten Zustands z_2 gebildet. Den zweiten Eingang des vierten Oder-Gatters XOR_4 bildet der Ausgang des dritten Zustands z_3 .

Am Ausgang des vierten Zustands z_4 setzt eine erste Ausgangsleitung 30 an, die sich in eine erste Rückkopplungsleitung 31 und in eine zweite Rückkopplungsleitung 32 gabelt. Die erste Rückkopplungsleitung 31 bildet den dritten Eingang des zweiten XOR-Gatters XOR_2 , und die zweite Rückkopplungsleitung 32 bildet den zweiten Eingang des ersten XOR-Gatters XOR_1 .

Die erste lineare Automaten-schaltung L1 ist dementsprechend als ein mit einem primitiven Polynom rückgekoppelten Schieberegisters mit vier Zuständen z_1 , z_2 , z_3 und z_4 ausgebildet.

AZ: FIN 516 P/200352313

22

Die Zustandsgleichungen der ersten linearen Automaten-schaltung L1 werden aus den Zuständen $z(t+1)$ zum Zeitpunkt $t+1$ in Abhängigkeit der Zustände $z(t)$ zum Zeitpunkt t berechnet. Für die erste lineare Automaten-schaltung L1 gelten die Gleichungen (3) - (6):

$$z_1(t+1) = z_4(t) \oplus y_1(t) \quad (3)$$

$$z_2(t+1) = z_1(t) \oplus z_4(t) \oplus y_2(t) \quad (4)$$

$$z_3(t+1) = z_2(t) \oplus y_3(t) \quad (5)$$

$$z_4(t+1) = z_3(t) \oplus y_4(t) \quad (6)$$

Mit A als Zustandsmatrix ergibt sich:

$$z(t+1) = Az(t) \oplus y(t) \quad (7)$$

mit

$$A = \begin{bmatrix} 0001 \\ 1001 \\ 0100 \\ 0010 \end{bmatrix}, \quad z(t+1) = \begin{bmatrix} z_1(t+1) \\ z_2(t+1) \\ z_3(t+1) \\ z_4(t+1) \end{bmatrix}, \quad z(t) = \begin{bmatrix} z_1(t) \\ z_2(t) \\ z_3(t) \\ z_4(t) \end{bmatrix}, \quad y(t) = \begin{bmatrix} y_1(t) \\ y_2(t) \\ y_3(t) \\ y_4(t) \end{bmatrix}$$

Das autonome Verhalten der ersten linearen Automaten-schaltung L1 berechnet sich aus Gleichung (7) mit $y(t)=0$ zu

$$z(t+1) = Az(t) \quad (8)$$

Die Gleichungen (3) - (8) werden auch als Nachfolger-Gleichungen bezeichnet.

Aus den Gleichungen (3), (5) und (6) folgt mit $y_i(t) = 0$ für $i \in \{1, 2, 3, 4\}$:

27

AZ: FIN 516 P/200352313

23

$$z_4(t) = z_1(t+1)$$

(9)

$$z_2(t) = z_3(t+1)$$

(10)

$$z_3(t) = z_4(t+1)$$

(11)

5 Aus Gleichung (9), eingesetzt in Gleichung (4) folgt:

$$z_2(t+1) = z_1(t+1) \oplus z_1(t)$$

und

10

$$z_1(t+1) \oplus z_2(t+1) = z_1(t+1) \oplus z_1(t+1) \oplus z_1(t)$$

Daraus ergibt sich:

15

$$z_1(t) = z_1(t+1) \oplus z_2(t+1)$$

(12)

Die Gleichungen (9) - (12) werden als Vorgänger-Gleichungen der linearen Automatenschaltung L1 für die Eingabe 0 oder auch als autonome Vorgänger-Gleichungen der linearen Automaten-schaltung L1 bezeichnet.

20

In Matrizenschreibweise erhält man analog zu den Nachfolger-Gleichungen in (8) aus (9)-(12) die Vorgänger-Gleichungen

25

$$z(t) = A^{-1} z(t+1)$$

(13)

$$\text{mit } A^{-1} = \begin{bmatrix} 1100 \\ 0010 \\ 0001 \\ 1000 \end{bmatrix}$$

A^{-1} ist die Invertierte zu A. Die Multiplikation aus A und aus

30

A^{-1} ergibt die Einheitsmatrix E.

AZ: FIN 516 P/200352313

24

$$A^{-1} A = E \text{ mit } E = \begin{bmatrix} 1000 \\ 0100 \\ 0010 \\ 0001 \end{bmatrix} \quad (14)$$

Figur 4 zeigt eine schematische Darstellung einer zweiten linearen Automatenschaltung L2.

Bezüglich der Signalrichtung ist die zweite lineare Automatenschaltung L2 spiegelbildlich zur ersten linearen Automatenschaltung L1 dargestellt.

Die zweite lineare Automatenschaltung L2 umfasst wie die erste lineare Automatenschaltung L1 vier Zustände z_1, z_2, z_3 und z_4 , vier exklusive Oder-Gatter XOR_1, XOR_2, XOR_3 und XOR_4 sowie vier Messdatenleitungen y_1, y_2, y_3 und y_4 , welche jeweils die ersten Eingänge der exklusiven Oder-Gatter XOR_1, XOR_2, XOR_3 und XOR_4 bilden.

Die exklusiven Oder-Gatter XOR_1, XOR_2, XOR_3 und XOR_4 befinden sich vor dem vierten Zustand z_4 und jeweils zwischen den Zuständen z_1, z_2 und z_3 . Die Ausgänge der exklusiven Oder-Gatter XOR_1, XOR_2, XOR_3 und XOR_4 sind mit dem jeweils nachfolgenden Zuständen z_1, z_2, z_3 und z_4 verbunden.

Der Ausgang des ersten Zustands z_1 bildet eine zweite Ausgangsleitung 40, die sich in eine dritte Rückkopplungsleitung 41 und in eine vierte Rückkopplungsleitung 42 aufteilt. Die dritte Rückkopplungsleitung 41 fließt in das erste exklusive Oder-Gatter XOR_1 und die vierte Rückkopplungsleitung 42 in das vierte exklusive Oder-Gatter XOR_4 ein.

30

AZ: FIN 516 P/200352313

25

Wie die erste lineare Automatenschaltung L1 ist auch die zweite lineare Automatenschaltung L2 als ein mit einem primitiven Polynom rückgekoppeltes Schieberegisters mit vier Zuständen z_1, z_2, z_3 und z_4 ausgebildet.

5

Die Zustandsgleichung der zweiten linearen Automatenschaltung L2 ist in Gleichung (15) gegeben.

$$z(t+1) = B z(t) \oplus y(t) \quad (15)$$

10

mit

$$B = \begin{bmatrix} 1100 \\ 0010 \\ 0001 \\ 1000 \end{bmatrix} = A^{-1} \quad (16)$$

B ist die Invertierte von A.

15

Für einen angenommenen Fehler $e(i)$ in einem k-bit Datenwort $y'(i)$ des Datenstroms T_n aus Figur 2 erhält man aus der Abbildungsvorschrift gemäß Gleichung (2)

$$S(1 \rightarrow n, i, e) = S(y(1), y(2), \dots, y(i) \oplus e(i), \dots, y(n)) \quad (17)$$

20

und durch Anwendung des Superpositionsprinzips bei linearen Automaten

$$S(1 \rightarrow n, i, e) = S(y(1), y(2), \dots, y(n)) \oplus S(0, 0, \dots, e(i), \dots, 0)$$

25

bzw.

$$S(1 \rightarrow n, i, e) = S(1 \rightarrow n) \oplus S(0, 0, \dots, e(i), \dots, 0)$$

30

AZ: FIN 516 P/200352313

26

die Differenz

$$\Delta S1(i,e) = S(1 \rightarrow n, i, e) \oplus S(1 \rightarrow n) \quad (18)$$

5 mit

$$\Delta S1(i,e) = S(0,0,\dots,e(i),\dots,0) \quad (19)$$

für

10

$$y(t) = 0, \text{ für } t \neq i \text{ und } y(t) = e(i), \text{ für } t = i$$

Mit Gleichung (19) in Gleichung (18) folgt

15

$$\Delta S1(i,e) = S((n-i) \rightarrow n, i, e) \oplus S((n-i) \rightarrow n) \quad (20)$$

Zum Zeitpunkt $t = i-1$ ist noch kein Fehler $e(i)$ im Datenwort $y'(i)$ aufgetreten; erst ab dem Zeitpunkt $t=i$ tritt dieser Fehler $e(i)$ in einem k -bit Datenwort auf.

20

Für die Bildung der Signatur aus n Datenworten $y(1), y(2), \dots, y(n)$ mit genau einem angenommenen Fehler $e(i)$ in einem Datenwort $y'(i)$ erhalten wir aus den Gleichungen (20) und (7)

25

$$\Delta S1(i,e) = A^{(n-1)} e(i); i \in \{1, 2, \dots, n\} \quad (21)$$

30

Gleichung (21) ist die Differenz von zwei MILFSR-Signaturen, nämlich von der Signatur eines 1-Wort fehlerhaften Datenstroms T_n am Ort i und von der Signatur eines fehlerfreien Datenstroms T_n . Die Signaturdifferenz $\Delta S1(i,e)$ wird gebildet, indem das fehlerhafte Datenwort $y'(i)$ den Anfangszustand der MILFSR

AZ: FIN 516 P/200352313

27

Architektur definiert und dann (n-i)-mal in der MILEFSR Architektur bei Eingabe von lauter 0-Vektoren akkumuliert wird.

Formt man nun Gleichung (21) mit Gleichung (16) um

5

$$e(i) = B^{(n-i)} \Delta S1(i, e) \quad (22)$$

so wird erkennbar, dass das Datenwort $e(i)$ als neue Signatur berechnet werden kann, indem der Anfangszustands der zweiten linearen Automatenschaltung L2 auf $\Delta S1(i, e)$ gesetzt und danach (n-i)-mal akkumuliert wird.

10

Erfindungsgemäß können invertierte MILEFSR Architekturen also zur Berechnung von 1-Wort Fehlern e in Datenströmen T_n verwendet werden, ohne dass es notwendig ist, diese Datenströme zum Zeitpunkt der Berechnung von $e(i)$ noch zur Verfügung zu haben.

15

Aus der der Gleichung (20) entsprechenden Gleichung

20

$$\Delta S2(i, e) = B^{(n-i)} e(i) \quad (23)$$

für die zweite lineare Automatenschaltung L2 erhalten wir mit Gleichung (16) analog zu Gleichung (20) die folgende Gleichung (24). Für einen angenommenen 1-Wort Fehler $e(i)$ erhält man aus Gleichung (21) für die erste lineare Automatenschaltung L1

25

$$e(i) = A^{(n-i)} \Delta S2(i, e) \quad (24)$$

Durch Gleichsetzen von Gleichung (22) und (24) ergibt sich

30

$$A^{(n-i)} \Delta S2(i, e) = B^{(n-i)} \Delta S1(i, e) \quad (25)$$

AZ: FIN 516 P/200352313

28

Wenn also der Anfangszustand der ersten linearen Automaten-
 schaltung L1 auf $\Delta S2(i,e)$ bzw. wenn der Anfangszustand der
 zweiten linearen Automaten-schaltung L2 auf $\Delta S1(i,e)$ gesetzt
 wird und wenn dieser Wert $(n-i)$ -mal akkumuliert wird, so er-
 5 gibt sich der Fehler $e(i)$ bei beiden linearen Automaten-schal-
 tungen L1 und L2 als neue Signatur bzw. als neuer Zustand.

Der Wert für die Position i des fehlerhaften Datenworts $y'(i)$
 muss dabei zwischen 1 und n liegen.

10

Ergibt sich für keinen der Werte i , $1 \leq i \leq n$ in Gleichung (25)
 die Gleichheit der Ausdrücke $A^{(n-i)} \Delta S2(i,e)$ und $B^{(n-i)} \Delta S1(i,e)$, so
 liegt kein Fehler $e(i)$ vor, der nur die Position i des Daten-
 worts verfälscht, sondern ein Fehler, der mindestens zwei un-
 15 terschiedliche Positionen im Datenstrom verfälscht hat.

20

Ergibt sich $\Delta S1 \neq 0$, dann kann man durch Zurücksetzen der line-
 aren Automaten-schaltungen L1 und L2 auf $\Delta S2$ bzw. $\Delta S1$ und
 durch Vergleich der in jedem Schritt akkumulierten Signaturen
 die Position i des fehlerhaften Datenworts $y'(i)$ und den Feh-
 ler $e(i)$ nach $n-i$ Schritten an beiden Signaturen bzw. Zustän-
 den detektieren. Die Signaturen beider linearer Automaten-
 schaltungen L1 und L2 sind in diesem Fall gleich

25

$$z^1(n-i) = z^2(n-i) \quad (26),$$

30

wobei z^1 und z^2 L -dimensionale Zustandsvektoren der linearen
 Automaten-schaltungen L1 und L2 sind, und wobei $z^1(n-i)$ und
 $z^2(n-i)$ die Zustände der beiden linearen Automaten-schaltungen
 L1 und L2 nach $n-i$ Takten sind.

AZ: FIN 516 P/200352313

29

Bei serielllem Dateninput gilt für die beiden linearen Automatenschaltungen L1 und L2

$$y_i(t) = 0 \text{ für } i \neq 1 \text{ (L1)} \quad (27)$$

$$5 \quad y_i(t) = 0 \text{ für } i \neq k \text{ (L2)} \quad (28)$$

Dabei steht k für die Anzahl der Bits eines Datenwortes $y(i)$ aus dem Datenstrom T_n .

- 10 Der Vergleich auf Identität der in dieser MILFSR Architektur zurückgerechneten Signaturen ergibt für einen angenommenen Fehler e im Datenwort i nach n-1 Schritten

$$z^1(n-i) = z^2(L+1-n+i) \quad (29)$$

15

Figur 5 zeigt ein Ablaufschema 5 zum Bestimmen von Signaturunterschieden $\Delta S1$ und $\Delta S2$ aus einem Messdatenstrom T_n .

- 20 An der oberen Seite des Ablaufschemas 5 befindet sich eine Messdatenwortleitung 51, an der ein Datenstrom T_n aus n aufeinanderfolgenden Datenwörtern $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)$ mit jeweils gleicher Datenwortlänge von k Bit anliegt. Dabei stellt das Datenwort $y'(i)$ ein fehlerhaftes Datenwort dar.

25

- Die Messdatenwortleitung 51 gabelt sich in zwei Äste, von denen der linke einen ersten Kodierer C1, die erste lineare Automatenschaltung L1, L-exklusive Oder-Gatter XOR_{L1} , die in Form eines XOR-Gatters der Wortbreite L zusammengefasst sind, sowie einen ersten Ausgang 52 aufweist, an dem der Signaturunterschied $\Delta S1$ ausgegeben wird. Der rechte Ast umfasst einen zweiten Kodierer C2, die zweite lineare Automatenschaltung L2,
- 30

AZ: FIN 516 P/200352313

30

L-exklusive Oder-Gatter XOR_{L2} , die ebenfalls in Form eines XOR-Gatters der Wortbreite L zusammengefasst sind, sowie einen zweiten Ausgang 53, an dem der Signaturunterschied $\Delta S2$ ausgegeben wird.

5

Die jeweils L-ersten Eingänge der L-exklusiven Oder-Gatter XOR_{L1} werden von den Ausgängen der ersten linearen Automaten-schaltung L1, und die ersten Eingänge der L-exklusiven Oder-Gatter XOR_{L2} werden von den Ausgängen der zweiten linearen Automaten-schaltung L2 gebildet.

10

An den zweiten Eingängen der L-exklusiven Oder-Gatter XOR_{L1} und XOR_{L2} werden durch in Figur 5 nicht gezeigte digitale Schaltungen Gutsignaturen der beiden linearen Automaten-schaltungen L1 und L2 bereitgestellt. Diese Gutsignaturen können für einen bekannten Datenstrom T_n bestimmt werden. Dies ist dem Fachmann bekannt.

15

Der Messdatenstrom T_n wird über den ersten Kodierer C1 in die erste lineare Automaten-schaltung L1 und parallel dazu über den zweiten Kodierer C2 in die zweite lineare Automaten-schaltung L2 eingegeben.

20

Durch die Kodierer C1 und C2 wird der jeweils anliegende Datenstrom T_n einheitlich transformiert. Dadurch ist es möglich, auch Datenwörter $y(1), \dots, y(n)$ verschiedener Datenströme T_n miteinander zu vergleichen.

25

Durch die linearen Automaten-schaltungen L1 und L2 werden die durch die Kodierer C1 und C2 kodierten Datenwörter $u^1(1), \dots, u^1(n)$ bzw. $u^2(1), \dots, u^2(n)$ zu Signaturen S1 und S2 kompaktiert.

30

AZ: FIN 516 P/200352313

31

Die so bestimmten tatsächlichen Signaturen S_1 und S_2 werden danach in den exklusiven Oder-Gattern XOR_{L1} und XOR_{L2} mit den bekannten Gutsignaturen verglichen. Die jeweils L-exklusiven Oder-Gatter XOR_{L1} und XOR_{L2} stellen die Signaturunterschiede ΔS_1 und ΔS_2 an den Ausgängen 52 und 53 bereit.

Gemäß der Erfindung kann mithilfe dieser Signaturunterschiede ΔS_1 und ΔS_2 festgestellt werden, ob bei dem jeweils betrachteten Datenstrom T_n Fehler aufgetreten sind.

Wenn der Datenstrom T_n genau ein fehlerhaftes Datenwort $y'(i)$ aufweist, kann sowohl die Position i des fehlerhaften Datenworts als auch der Fehler $e(i)$ des fehlerhaften Datenworts im Datenstrom direkt bestimmt werden.

Nachfolgend ist die Funktion des ersten Kodierers C_1 genau beschrieben.

Der Kodierer C_1 kodiert für $i=1, \dots, n$ das Datenwort $y(i)$ mit der Datenwortlänge von k Bit in ein kodiertes Datenwort $u^1(i)$, $u^1(i) = \text{Cod}_1(y(i))$ der Wortbreite von K_1 Bit. Dabei bezeichnet Cod_1 die Kodierungsfunktion des ersten Kodierers C_1 .

Ist $y'(i)$ die komponentenweise XOR-Summe von zwei k Bit breiten Datenwörtern $y(i)$ und $e(i)$, nämlich

$$y'(i) = y(i) \oplus e(i)$$

dann soll für die Kodierungsfunktion Cod_1

$$\begin{aligned} u^{1'}(i) &= \text{Cod}_1(y'(i)) = \text{Cod}_1(y(i) \oplus e(i)) \\ &= \text{Cod}_1(y(i)) \oplus f_1(e(i)) = u^1(i) \oplus f_1(e(i)) \end{aligned}$$

AZ: FIN 516 P/200352313

32

gelten, so dass es eine Funktion f_1^{-1} mit

$$f_1^{-1}(f_1(e)) = e$$

- 5 für alle binären Datenworte e der Wortbreite k , die als Fehler möglich sind, gilt.

Realisiert der Kodierer C_1 einen linearen Blockcode mit k Informationsstellen und mit $(K_1 - k)$ Kontrollstellen, dann gilt

10

$$\begin{aligned} \text{Cod}_1(y'(i)) &= \text{Cod}_1(y(i) \oplus e(i)) \\ &= \text{Cod}_1(y(i)) \oplus \text{Cod}_1(e(i)) \end{aligned}$$

und es gilt

15

$$f_1 = \text{Cod}_1.$$

Lineare Blockcodes sind bspw. in Dokument [1] beschrieben.

- 20 Sind z.B. $k = 3$ und $K_1 = 5$ und gilt

$$\begin{aligned} C_1(y(i)) &= C_1([y_1(i), y_2(i), y_3(i)]^T) \\ &= [y_1(i), y_2(i), y_3(i), 1, 1]^T, \end{aligned}$$

- 25 so gilt für $y'(i) = y(i) \oplus e(i)$:

$$\begin{aligned} \text{Cod}_1(y'(i)) &= \text{Cod}_1(y(i) \oplus e(i)) \\ &= \text{Cod}_1(y(i)) \oplus f(e(i)) \end{aligned}$$

- 30 mit

$$f_1(e(i)) = f_1([e_1(i), e_2(i), e_3(i)]^T)$$

AZ: FIN 516 P/200352313

33

$$= [e_1(i), e_2(i), e_3(i), 0, 0]$$

und

$$5 \quad f_1^{-1}([e_1(i), e_2(i), e_3(i), 0, 0]^T) = e_1(i), e_2(i), e_3(i).$$

Nachfolgend ist die Funktion der ersten linearen Automaten-schaltung L1 im einzelnen beschrieben.

- 10 Bei der nachfolgenden Beschreibung kann die Zustandsmatrix der linearen Automaten-schaltungen L1 und L2 eine beliebige Größe annehmen und ist nicht auf $n=4$ festgelegt, wie zuvor beschrieben. Ein weiterer Unterschied der nachfolgenden Beschreibung liegt darin, dass es sich bei den Eingabewerten der linearen
- 15 Automaten-schaltungen L1 und L2 um kodierte Datenwörter $u^1(1), \dots, u^1(n)$ bzw. $u^2(1), \dots, u^2(n)$ handelt, die vom ersten Kodierer C1 bzw. vom zweiten Kodierer C2 aus den Datenwörtern $y(1), \dots, y(n)$ kodiert worden sind.

- 20 Die erste lineare Automaten-schaltung L1 ist über dem Körper $GF(2)$ ausgebildet und weist einen $K1$ -dimensionalen Zustandsvektor $z^1(t)$ auf. Dabei gilt $K1 \geq k$.

- 25 Die erste lineare Automaten-schaltung L1 ist allgemein durch die Gleichung

$$z^1(t+1) = A \cdot z^1(t) \oplus u^1(t) \quad (I)$$

- 30 beschrieben. Dabei sind $z^1(t)$ und $z^1(t+1)$ $K1$ -dimensionale binäre Zustandsvektoren zum diskreten Zeitpunkt t und $t+1$. $u^1(t)$ ist das zum Zeitpunkt t eingegebene kodierte Datenwort.

AZ: FIN 516 P/200352313

34

A ist eine eindeutig umkehrbare binäre $(K1 \times K1)$ -Matrix.

Die Addition und die Multiplikation der binären Werte in Gleichung (I) erfolgen modulo 2.

5

Nach Eingabe des Datenstroms T_n aus den n Datenwörtern $y(1), \dots, y(n)$ in den ersten Kodierer C1 und nach Eingabe der kodierten Datenwörter $u^1(1), \dots, u^1(n)$ in die erste lineare Automatenschaltung L1 geht die erste lineare Automatenschaltung L1 von einem Anfangszustand $z^1(1)$ in den Zustand $z^1(n+1)$ über. Dabei gilt:

10

$$z^1(n+1) = A^n z^1(1) \oplus \sum_{j=1}^n A^{n-j} u^1(j)$$

15 Dabei wird

$$z^1(n+1) = S(L1, u^1(1), \dots, u^1(n))$$

mit $u^1(i) = \text{Cod1}(y(i))$ als Signatur der Datenfolge

20 $y(1), \dots, y(n)$ der ersten linearen Automatenschaltung L1 bezeichnet.

Der Anfangszustand $z^1(1)$ soll nachfolgend gleich dem $K1$ -dimensionalen Nullvektor 0 sein. Für die Durchführung des erfindungsgemäßen Verfahrens ist es nicht notwendig, dass der Anfangszustand $z^1(1)$ als Nullvektor ausgebildet ist. Diese Annahme wird hier getroffen, um die nachfolgenden Rechnungen zu vereinfachen.

30 Liegt nun ein Fehler $e(i)$ im i -ten Datenwort des Datenstroms vor, dann wird zum i -ten Zeitpunkt anstatt des richtigen Datenwortes $y(i)$ das fehlerhafte Datenwort

AZ: FIN 516 P/200352313

35

$$y'(i) = y(i) \oplus e(i)$$

in den ersten Kodierer C1 eingegeben. Dabei ist der Fehler
 5 $e(i)$ ein k -dimensionaler Binärvektor. Diejenigen Komponenten
 dieses Binärvektors, die den Wert Eins annehmen, bezeichnen
 die Positionen der fehlerhaften Bits in dem i -ten Datenwort.

Ist nur das i -te Datenwort fehlerhaft und sind alle anderen
 10 Datenwörter korrekt, so gilt mit $z^1(1) = 0$ bei Eingabe des nur
 im i -ten Datenwort fehlerhaften Datenstroms in den ersten Ko-
 dierer C1 mit

$$\begin{aligned} u^1(i) &= \text{Cod1}(y'(i)) \\ &= \text{Cod1}(y(i) \oplus e(i)) \\ &= \text{Cod1}(u(i)) \oplus f_1(e(i)) \\ &= u^1(i) \oplus f_1(e(i)) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} z^1(n+1) &= \sum_{j=1}^n A^{n-i} u^1(j) \oplus A^{n-1} \cdot f_1(e(i)) \quad (\text{II}) \\ &= z^1(n+1) \oplus A^{n-1} f_1(e(i)) \quad (\text{III}) \end{aligned}$$

und damit

$$\begin{aligned} A^{n-1} \cdot f_1(e(i)) &= z^1(n+1) \oplus z^1(n+1) \\ &= S(L1, u^1(1), \dots, u^1(i), \dots, u^1(n)) \\ &\quad \oplus S(L1, u^1(1), \dots, u^1(i), \dots, u^1(n)) \\ &= \Delta S1 \quad (\text{IV}) \end{aligned}$$

Für den Fall, dass $f(e(i)) = \text{Cod1}(e(i))$ ist, erhält man

$$A^{n-1} \text{Cod1}(e(i)) = \Delta S1 \quad (\text{V})$$

AZ: FIN 516 P/200352313

36

Für den Fall, dass $\text{Cod1}(y(i)) = y(i)$, $i=1, \dots, n$ gilt, ergibt sich

$$5 \quad A^{n-i} \cdot e(i) = \Delta S1 \quad (\text{VI})$$

Nachfolgend ist die Funktion des zweiten Kodierers C2 genau beschrieben.

10

Der zweite Kodierer C2 kodiert für $i=1, \dots, n$ das Datenwort $y(i)$ mit der Datenwortlänge von k Bit in das kodierte Datenwort $u^2(i)$, $u^2(i) = \text{Cod2}(y(i))$. Das kodierte Datenwort $u^2(i)$ hat eine Wortbreite von $K2$ Bit. Dabei bezeichnet Cod2 die Kodierungsfunktion des zweiten Kodierers C2.

15

Ist $y'(i)$ die komponentenweise XOR-Summe von zwei k Bit breiten Wörtern $y(i)$ und $e(i)$.

$$20 \quad y'(i) = y(i) \oplus e(i),$$

dann soll für die Kodierungsfunktion Cod2

$$\begin{aligned} u^{2'}(i) &= \text{Cod2}(y'(i)) \\ 25 \quad &= \text{Cod2}(y(i) \oplus e(i)) \\ &= \text{Cod2}(y(i)) \oplus f_2(e(i)) \\ &= u^2(i) \oplus f_2(e(i)) \end{aligned}$$

25

gelten, so dass es eine Funktion f_2^{-1} mit $f_2^{-1}(f_2(e)) = e$ für
30 alle binären Datenworte e der Wortbreite k , die als Fehler in Betracht kommen können, gibt.

AZ: FIN 516 P/200352313

37

Nachfolgend ist die Funktion der zweiten linearen Automaten-schaltung L2 im einzelnen beschrieben.

Die zweite lineare Automatenschaltung L2 ist über dem Körper GF(2) ausgebildet und weist einen K2-dimensionalen Zustandsvektor $z^2(t)$ auf. Dabei gilt $K2 \geq k$.

Die zweite lineare Automatenschaltung L2 ist durch die Gleichung

10

$$z^2(t+1) = B \cdot z^2(t) u^2(t) \quad (\text{VII})$$

beschrieben, wobei $z^2(t)$ und $z^2(t+1)$ K2-dimensionale binäre Zustandsvektoren zu den diskreten Zeitpunkten t und $t+1$ sind. $u^2(t)$ ist das zum Zeitpunkt t eingegebene kodierte Datenwort. B mit $B \neq A$ ist eine eindeutig umkehrbare binäre ($K2 \times K2$)-Matrix. Die Addition und Multiplikation in (VII) erfolgt modulo 2.

Nach Eingabe des Datenstroms T_n aus den n Datenwörtern $y(1), \dots, y(n)$ in den zweiten Kodierer C2 und nach Eingabe der kodierte Datenwörter $u^2(1), \dots, u^2(n)$ in die zweite lineare Automatenschaltung L2 geht die zweite lineare Automaten-schaltung L2 aus ihrem Anfangszustand $z^2(1)$ in den Zustand $z^2(n+1)$

$$z^2(n+1) = B^n z^2(1) \oplus \sum_{j=1}^n B^{n-j} u^2(j) \quad (\text{VIII})$$

über. Dabei ist

30

$$z^2(n+1) = S(L2, u^2(1), \dots, u^2(n))$$

AZ: FIN 516 P/200352313

38

mit $u^2(i) = \text{Cod2}(y(i))$ als die Signatur des Datenstromes $y(1), \dots, y(n)$ in der zweiten linearen Automatenschaltung L2 bezeichnet.

- 5 Der Kl-dimensionale Nullvektor 0 bildet nachfolgend den Anfangszustand $z^2(1)$.

- 10 Liegt nun ein Fehler $e(i)$ im i -ten Datenwort des Datenstromes vor, dann wird im i -ten Zeitpunkt anstatt des richtigen Datenwortes $y(i)$ das fehlerhafte Datenwort $y'(i) = y(i) \oplus e(i)$ in den zweiten Kodierer Cod2 eingegeben.

Ist nur das i -te Datenwort fehlerhaft und sind alle anderen Datenwörter korrekt, so gilt mit $z^2(1) = 0$, mit

15

$$\begin{aligned} u^{2'}(i) &= \text{Cod2}(y(i) \oplus e(i)) \\ &= u^2(i) \oplus f_2(e(i)) \quad (\text{analog zu (III)}) \end{aligned}$$

20

$$\begin{aligned} z^{2'}(n+1) &= \sum_{j=1}^n B^{n-j} u^2(j) + B^{n-i} f_2(e(i)) \\ &= z^2(n+1) \oplus B^{n-i} f_2(e(i)) \quad (\text{IX}) \end{aligned}$$

und mit

25

$$\begin{aligned} z^{2'}(n+1) \oplus z^2(n+1) &= S(L2, u^2(1), \dots, u^{2'}(i), \dots, u^2(n)) \\ &\quad \oplus S(L2, u^2(1), \dots, u^2(i), \dots, u^2(n)) \\ &= \Delta S2 \end{aligned}$$

folgende Gleichung:

30

$$\Delta S2 = B^{n-i} f_2(e(i)) \quad (\text{X})$$

AZ: FIN 516 P/200352313

39

Für den Fall, dass $f_2(e(i)) = \text{Cod2}(e(i))$ ist, gilt anstelle von (X)

$$5 \quad \Delta S2 = B^{n-1} \text{Cod2}(e(i)) \quad (\text{XI})$$

Für den Fall, dass $\text{Cod2}(e(i)) = e(i)$ gilt, ergibt sich

$$10 \quad \Delta S2 = B^{n-1} \cdot e(i) \quad (\text{XII})$$

Wenn die Ergebnisse der Verarbeitung des Datenstromes in den linearen Automatenschaltungen L1 und L2 kombiniert werden, so erhält man aus den Gleichungen (IV) und (X)

$$15 \quad e(i) = f_1^{-1}(A^{i-n} \Delta S1) \quad (\text{XIV})$$

$$e(i) = f_2^{-1}(B^{i-n} \Delta S2) \quad (\text{XV})$$

woraus sich folgende Gleichung ergibt:

$$20 \quad f_1^{-1}(A^{i-n} \Delta S2) = f_2^{-1}(B^{i-n} \Delta S2) \quad (\text{XVI})$$

Mittels der Gleichung (XVI) kann i , $i \in \{1, \dots, n\}$, also die Position i des fehlerhaften Datenworts $y'(i)$ berechnet werden.

25 Der Wert für i aus Gleichung (XVI) kann bspw. iterativ dadurch berechnet werden, indem man für $i = 1, 2, \dots$ den Wert der linken und rechten Seite der Gleichung (XVI) solange berechnet, bis beide Seiten übereinstimmen.

30 Wenn der Wert für i auf diese Weise bestimmt worden ist, dann kann mittels der Gleichung (XIV) auch der Wert für $e(i)$, also

AZ: FIN 516 P/200352313

40

die Position des fehlerhaften Datenworts im Datenstrom direkt bestimmt werden.

Figur 6 zeigt ein Ablaufdiagramm 6 zur Veranschaulichung des
5 erfindungsgemäßen Verfahrens zum Feststellen eines Fehlers
e(i) in einem Datenwort $y'(i)$.

Das erste Ablaufdiagramm 6 sieht insgesamt sieben Verfahrensschritte 61-67 vor, wobei die Verfahrensschritte 62 und 65 als
10 Entscheidungsfelder und die restlichen Verfahrensschritte als Ausführungsfelder ausgebildet sind.

Im ersten Verfahrensschritt 61 werden die Signaturunterschiede $\Delta S1$ und $\Delta S2$ sowie ein Datenstrom T_n erzeugt, wie er bspw. in
15 den Figuren 1 und 2 dargestellt ist. Dieser Datenstrom T_n kann aus einer Abfolge von Messdaten eines DUT gebildet sein.

Dieser Datenstrom T_n wird - wie mit Bezug auf Figur 5 ausführlich beschrieben - über den ersten Kodierer C1 der ersten linearen Automaten-schaltung L1 und gleichzeitig dazu über den
20 zweiten Kodierer C1 der zweiten linearen Automaten-schaltung L2 zugeführt. Aus den von den linearen Automaten-schaltungen L1 und L2 erzeugten Signaturen und aus den bereitgestellten Gut-signaturen bestimmen die exklusiven Oder-Gatter XOR_{L1} und XOR_{L2}
25 die Signaturunterschiede $\Delta S1$ und $\Delta S2$ aus der Differenz der Gut- und Schlecht-Signaturen gemäß Gleichung (1) und Gleichung (2) und stellen die Signaturunterschiede $\Delta S1$ und $\Delta S2$ an den Ausgängen 52 und 53 bereit.

30 Im zweiten Verfahrensschritt 62 wird der am ersten Ausgang 52 anliegende Signaturunterschied $\Delta S1$ mit Null verglichen. Ist der Signaturunterschied $\Delta S1$ gleich Null, bedeutet dies, dass kein Fehler im Datenstrom T_n festgestellt werden konnte. In

AZ: FIN 516 P/200352313

41

diesem Fall wird mit der Überprüfung des nächsten Datenstroms T_n fortgefahren. Ist der Signaturunterschied ΔS_1 ungleich Null, bedeutet dies, dass ein oder beliebig viele fehlerhafte Datenworte $y(1), \dots, y(n)$ fehlerhaft sind. In diesem Fall
5 wird mit dem Verfahrensschritt 63 fortgesetzt.

Im Verfahrensschritt 63 werden die Zustände $z(t=n+1)$ der linearen Automatenschaltungen L1 und L2 jeweils auf die Werte der jeweils anderen Signaturunterschiede ΔS_1 und ΔS_2 zurück gesetzt.
10

Im Verfahrensschritt 64 wird für $y(t)=0$ zurückgerechnet, und zwar werden die linearen Automatenschaltungen L1 und L2 in $(n-i)$ Schritten für $y(t)=0$ akkumuliert und die Zustände nach
15 Gleichung (26) auf Identität geprüft. Dieses Zurückrechnen ist dem Fachmann bekannt und braucht hier nicht weiter erläutert zu werden.

Im Verfahrensschritt 65 wird überprüft, ob eine Lösung existiert. Ist dies nicht der Fall, so ist mehr als ein Datenwort $y(1), \dots, y(n)$ des Datenstroms T_n fehlerhaft.
20

Wenn eine Lösung existiert, so werden das Datenwort $y'(i)$ und der Fehler $e(i)$ im Verfahrensschritt 66 berechnet.
25

Zunächst wird dabei das Datenwort $y'(i)$ aus der Anzahl der durchlaufenen Zyklen der linearen Automatenschaltung L1 und L2 bestimmt.

30 Danach wird der Fehler $e(i)$ aus der Gleichung (30) berechnet:

$$e(i) = z(i) \text{ für } t=i, 1 \leq i \leq N \quad (30)$$

46

AZ: FIN 516 P/200352313

42

$z(t=i)$ ist der Zustand der beiden linearen Automatenschaltungen L1 und L2 zum Zeitpunkt $t=i$.

- 5 In einem weiteren Ausführungsbeispiel können auch zwei serielle, also aufeinanderfolgende Datenströme T_n überprüft werden.

In diesem Fall wird der linke Ast der Messdatenwortleitung 51 zweimal hintereinander und der rechte Ast der Messdatenwortleitung 51 gar nicht durchlaufen, wobei im zweiten Durchlauf der erste Kodierer C1 durch den zweiten Kodierer C2 ersetzt wird, falls sich der erste Kodierer C1 vom zweiten Kodierer C2 unterscheidet und die erste lineare Automatenschaltung L1 mit der Zustandsmatrix A durch die zweite lineare Automatenschaltung L2 mit der Zustandsmatrix B, $B \neq A$ ersetzt wird, was technisch bspw. einfach unter Verwendung von Multiplexern erfolgen kann.

20 Wird das Verfahren auf einem Computersystem realisiert, so ist ganz einfach derjenige Programmteil, der die erste lineare Automaten-schaltung L1 realisiert, im zweiten Durchlauf durch denjenigen Programmteil, der die zweite lineare Automaten-schaltung L2 realisiert, zu ersetzen. Ebenso ist, falls sich die Kodierer C1 und C2 voneinander unterscheiden, die Funktion 25 Cod1 des ersten Kodierers C1 im ersten Durchlauf durch die Funktion Cod2 des zweiten Kodierers C2 im zweiten Durchlauf zu ersetzen.

30 In diesem Fall ist S1 die beim ersten Durchlauf errechnete Signatur und S2 die beim zweiten Durchlauf errechnete Signatur. Das Verfahren stimmt im wesentlichen mit dem im vorigen Ausführungsbeispiel beschriebenen Verfahren überein.

47

AZ: FIN 516 P/200352313

43

Die Ausführung des Verfahrens ist für einen Fachmann anhand der in dieser Patentschrift gegebenen Informationen ohne weiteres möglich.

- 5 Folgendes Dokument wurden im Rahmen dieser Patentschrift zitiert:

[1] Rohling H., Einführung in die Informations- und Codierungstheorie, Teubner Verlag, 1995

10

AZ: FIN 516 P/200352313

44

Patentansprüche

1. Auswerteschaltung zum Feststellen und/oder zum Lokalisieren fehlerhafter Datenwörter in einem Datenstrom T_n mit den folgenden Merkmalen:

- eine erste lineare Automatenschaltung (L1) sowie eine parallel geschaltete zweite lineare Automatenschaltung (L2) mit jeweils einer Menge von Zuständen $z(t)$,
- die erste lineare Automatenschaltung (L1) und die zweite lineare Automatenschaltung (L2) weisen eine gemeinsame Eingangsleitung zur Aufnahme eines Datenstroms T_n aus n aufeinanderfolgenden, jeweils k Bit breiten Datenwörtern $y(1), \dots, y(n)$ auf,
- die erste lineare Automatenschaltung (L1) ist durch folgende Gleichung beschreibbar,

$$z(t+1) = Az(t) \oplus y(t)$$

- die zweite lineare Automatenschaltung (L2) ist durch folgende Gleichung beschreibbar,

$$z(t+1) = Bz(t) \oplus y(t)$$

wobei A und B die Zustandsmatrizen der linearen Automatenschaltungen (L1, L2) darstellen, wobei die Zustandsmatrizen A und B invertierbar sind und wobei die Dimension L der Zustandsvektoren $\geq k$ ist,

- die erste lineare Automatenschaltung (L1) und die zweite lineare Automatenschaltung (L2) sind so ausgebildet, dass eine erste Signatur (S1) bzw. eine zweite Signatur (S2) berechenbar ist,
- L nach der ersten linearen Automatenschaltung (L1) angeordnete erste Verknüpfungsgatter (XOR_{L1}) sowie L nach

AZ: FIN 516 P/200352313

45

der zweiten linearen Automatenschaltung (L2) angeordnete zweite Verknüpfungsgatter (XOR_{L2}),
- die Verknüpfungsgatter (XOR_{L1} , XOR_{L2}) sind so ausgebildet, dass die jeweils von der linearen Automatenschaltung (L1, L2) berechnete Signatur (S1, S2) mit einer vorgebbaren Gutsignatur vergleichbar und ein Vergleichswert ausgebbar ist.

2. Auswerteschaltung nach Anspruch 1,
dadurch gekennzeichnet, dass
die Verknüpfungsgatter (XOR_{L1} , XOR_{L2}) als exklusive Oder-Gatter vorliegen, deren erste Eingänge jeweils mit den Ausgängen der zugehörigen linearen Automatenschaltung (L1, L2) verbunden sind und an deren zweiten Eingängen Gutsignaturen anlegbar sind.

3. Auswerteschaltung nach Anspruch 1 oder 2,
dadurch gekennzeichnet, dass
vor der ersten linearen Automatenschaltung (L1) ein erster Kodierer (C1) angeordnet ist, der das Datenwort $y(i)$ mit der Datenwortlänge von k Bit in ein kodiertes Datenwort $u^1(i)$, $u^1(i) = \text{Cod1}(y(i))$ der Wortbreite von $K1$ Bit kodiert für $i=1, \dots, n$, und wobei Cod1 die Kodierungsfunktion des ersten Kodierers (C1) darstellt.

25

4. Auswerteschaltung nach Anspruch 3,
dadurch gekennzeichnet, dass
für die Kodierungsfunktion des ersten Kodierers (C1) folgendes gilt:

30

$$\text{Cod1}(y'(i)) = u^1(i) \oplus f_1(e(i)),$$

oder

SA

AZ: FIN 516 P/200352313

46

$$\text{Cod1}(y'(i)) = \text{Cod1}(y(i) \oplus e(i)) = \text{Cod1}(y(i) \oplus f_1(e(i)))$$

5 wobei für $y'(i) = y(i) \oplus e(i)$ eine Funktion f_1 mit
 $f_1(0) = 0$ existiert und wobei eine Funktion f_1^{-1} mit

$$f_1^{-1}(f_1(e)) = e$$

10 für alle binären Datenworte e der Wortbreite k , die als
Fehler eines Datenworts vorkommen können, existiert, wobei
 e ein fehlerhaftes Datenwort des Datenstroms T_n bezeichnet.

5. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 1 bis 4,
dadurch gekennzeichnet, dass
15 vor der zweiten linearen Automatenschaltung (L2) ein zwei-
ter Kodierer (C2) angeordnet ist, der das Datenwort $y(i)$
mit der Datenwortlänge von k Bit in ein kodierte Daten-
wort $u^2(i)$, $u^2(i) = \text{Cod2}(y(i))$ der Wortbreite von K_2 Bit ko-
diert für $i=1, \dots, n$, und wobei Cod2 die Kodierungsfunk-
tion des zweiten Kodierers (C2) darstellt.
20

6. Auswerteschaltung nach Anspruch 5,
dadurch gekennzeichnet, dass
25 für die Kodierungsfunktion des zweiten Kodierers (C2) fol-
gendes gilt:

$$\text{Cod2}(y'(i)) = u^2(i) \oplus f_2(e(i))$$

oder

30

$$\begin{aligned}\text{Cod2}(y'(i)) &= \text{Cod2}(y(i) \oplus e(i)) \\ &= \text{Cod2}(y(i)) \oplus f_2(e(i))\end{aligned}$$

AZ: FIN 516 P/200352313

47

wobei eine Funktion f_2^{-1} mit

$$f_2^{-1}(f_2(e)) = e$$

5

für alle binären Datenworte e der Wortbreite k , die als Fehler eines Datenworts vorkommen können, existiert, wobei e ein fehlerhaftes Datenwort des Datenstroms T_n bezeichnet.

- 10 7. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 3 bis 6, dadurch gekennzeichnet, dass die Wortbreite $K1$ der von dem ersten Kodierer (C1) kodierten Datenwörter $u^1(i)$ gleich der Wortbreite $K2$ der von dem zweiten Kodierer (C2) kodierten Datenwörter $u^2(i)$ ist.

15

8. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 3 bis 7, dadurch gekennzeichnet, dass der erste Kodierer (C1) hinsichtlich seines Aufbaus und seiner Funktion mit dem zweiten Kodierer (C2) übereinstimmt.

20

9. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 3 bis 8, dadurch gekennzeichnet, dass die Wortbreite $K1$ der von dem ersten Kodierer (C1) kodierten Datenwörter $u^1(i)$ und die Wortbreite $K2$ der von dem zweiten Kodierer (C2) kodierten Datenwörter $u^2(i)$ jeweils gleich der Wortbreite k der Datenwörter $y(1), \dots, y(n)$ des Datenstroms T_n ist.

25

- 30 10. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 3 bis 9, dadurch gekennzeichnet, dass

AZ: FIN 516 P/200352313

48

die Kodierungsfunktionen Cod1 und Cod2 des ersten Kodierers und des zweiten Kodierers (C2) wie folgt ausgebildet sind:

$$\begin{aligned} & \text{Cod1}(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i)) \\ &= P1(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0) \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} & \text{Cod2}(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i)) \\ &= P2(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0) \end{aligned}$$

10

für $i, 1, \dots, n$

15

wobei die Anzahl der am Ende von $P1(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0)$ befindlichen Nullen gleich $(K1-k)$ ist, wobei die Anzahl der am Ende von $P2(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0)$ gleich $(K2-k)$ ist und wobei $P1$ eine beliebige Permutation der $K1$ Komponenten von $(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0)$ und $P2$ eine beliebige Permutation der $K2$ Komponenten von $(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), 0, \dots, 0)$ darstellen.

20

11. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 3 bis 9, dadurch gekennzeichnet, dass die Kodierungsfunktionen Cod1 und Cod2 des ersten Kodierers und des zweiten Kodierers (C2) wie folgt ausgebildet sind:

25

$$\begin{aligned} & \text{Cod1}(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i)) \\ &= P1(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), b_1^1, \dots, b_{K1-k}^1) \end{aligned}$$

30

$$\begin{aligned} & \text{Cod2}(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i)) \\ &= P2(y_1(i), y_2(i), \dots, y_k(i), b_1^2, \dots, b_{K2-k}^2) \end{aligned}$$

AZ: FIN 516 P/200352313

49

mit $b_1^1, \dots, b_{K1-k}^1, b_1^2, \dots, b_{K2-k}^2 \in \{0,1\}$ und wobei P1 und P2 beliebige Permutationen darstellen.

- 5 12. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 3 bis 11,
dadurch gekennzeichnet, dass
die Kodierungsfunktion Cod1 des ersten Kodierers (C1) so
ausgebildet ist, dass sie einen linearen Blockkode,
 $f_1 = \text{Cod1}$, realisiert.
- 10 13. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 3 bis 9 oder
nach Anspruch 12,
dadurch gekennzeichnet, dass
die Kodierungsfunktion Cod2 des zweiten Kodierers (C2) so
15 ausgebildet ist, dass sie einen linearen Blockkode,
 $f_2 = \text{Cod2}$, realisiert.
- 20 14. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 1 bis 13,
dadurch gekennzeichnet, dass
die Zustandsmatrix A der ersten linearen Automaten-
schaltung (L1) und die Zustandsmatrix B der zweiten linearen
Automatenschaltung (L2) wie folgt miteinander in Beziehung
stehen:

25
$$B = A^n$$

mit $n \neq 1$.

- 30 15. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 1 bis 14,
dadurch gekennzeichnet, dass

55

A2: FIN 516 P/200352313

50

die Zustandsmatrix B der zweiten linearen Automatenschaltung (L2) gleich der invertierten Zustandsmatrix A^{-1} der ersten linearen Automatenschaltung (L1) ist

5 16. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 1 bis 15,
dadurch gekennzeichnet, dass
die erste lineare Automatenschaltung (L1) als linear rückgekoppeltes Schieberegister und die zweite lineare Automatenschaltung (L2) als inverses linear rückgekoppeltes
10 Schieberegister ausgebildet sind, wobei beide lineare Automatenschaltungen (L1, L2) eine parallele Eingabe aufweisen.

15 17. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 1 bis 16,
dadurch gekennzeichnet, dass
die erste lineare Automatenschaltung (L1) als linear rückgekoppeltes, K_1 -dimensionales Multi-Input-Schieberegister und/oder die zweite lineare Automatenschaltung (L2) als
linear rückgekoppeltes, K_2 -dimensionales Multi-Input-Schieberegister ausgebildet sind.
20

25 18. Auswerteschaltung nach Anspruch 17,
dadurch gekennzeichnet, dass
das/die Multi-Input-Schieberegister (L1, L2) ein primitives Rückkopplungspolynom maximaler Länge aufweist/aufweisen.

30 19. Verfahren zum Feststellen und/oder zum Lokalisieren von fehlerhaften Datenworten in einem Datenstrom T_n , wobei das Verfahren die folgenden Verfahrensschritte aufweist:
a) Eingeben von Datenwörtern $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)$ eines Datenstroms T_n in einen ersten Kodierer (C1),

AZ: FIN 516 P/200352313

51

b) Kodieren der Datenwörter $y(1), \dots, y(n)$ in kodierte Datenwörter $u^1(1), \dots, u^1(n)$ der Wortbreite K_1 mit $K_1 \geq k$ mittels der Kodierfunktion Cod_1 des ersten Kodierers (C_1),

5 c) Eingeben der kodierten Datenwörter $u^1(1), \dots, u^1(i-1), u^1(i)$ oder $u^1(i), u^1(i), \dots, u^1(n)$ in die Eingänge einer ersten linearen Automatenschaltung (L_1), die durch die Automaten Gleichung

10
$$z^1(t+1) = A \cdot z^1(t) + u^1(t)$$

beschrieben ist, wobei z^1 einen K_1 -dimensionaler Zustandsvektor und A eine $K_1 \times K_1$ -Zustandsmatrix darstellen, und wobei die Zustandsmatrix A invertierbar ist,

15 d) Verarbeiten der kodierten Datenwörter $u^1(1), \dots, u^1(i-1), u^1(i)$ oder $u^1(i), u^1(i), \dots, u^1(n)$ durch die erste lineare Automatenschaltung (L_1), wobei die erste lineare Automatenschaltung (L_1)

20 - in den Zustand $z^1(n+1) = S_1(L_1, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n))$ übergeht, wenn bei den kodierten Datenwörtern $u^1(1), \dots, u^1(i-1), u^1(i), u^1(i+1), \dots, u^1(n)$ kein Fehler feststellbar ist,

25 - $z^1(n+1) = S_1(L_1, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n))$ übergeht, wenn wenigstens bei der i -ten Position der kodierten Datenwörter $u^1(1), \dots, u^1(i-1), u^1(i), \dots, u^1(n)$ ein Fehler vorliegt,

wobei die Signatur eines fehlerfreien Datenstroms T_n mit $S(L_1, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n))$ und die Signatur eines fehlerhaften Datenstroms T_n mit $S(L_1, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n))$ bezeichnet sind.

30

e) Überprüfen der bestimmten Signatur des Datenstroms T_n und Fortfahren mit Verfahrensschritt a) für weitere Da-

AZ: FIN 516 P/200352313

52

tenströme T_n , falls es sich bei der bestimmten Signatur des Datenstroms T_n um die Signatur eines fehlerfreien Datenstroms T_n handelt,

- 5 f) Eingeben der Datenwörter $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), \dots, y(n)$ des Datenstromes T_n in einem zweiten Kodierer (C2),
- g) Kodieren der Datenwörter $y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n)$ in kodierte Datenwörter $u^2(1), \dots, u^2(i-1), u^{2'}(i)$ oder $u^2(i), u^2(i), \dots, u^2(n)$ der Wortbreite K_2 mit $K_2 \geq k$ mittels der Kodierfunktion Cod_2 des zweiten Kodierers (C2),
- 10 h) Eingeben der kodierten Datenwörter $u^2(1), \dots, u^2(i-1), u^{2'}(i)$ oder $u^2(i), u^2(i), \dots, u^2(n)$ in die Eingänge einer zweiten linearen Automatenschaltung (L2), die durch die Automaten Gleichung

$$z^2(t+1) = B \cdot z^2(t) \oplus u^2(t)$$

beschrieben ist, wobei z^2 einen K_2 -dimensionalen Zustandsvektor und B eine $K_2 \times K_2$ -Zustandsmatrix mit $B \neq A$ darstellen, und wobei die Zustandsmatrix B invertierbar ist,

- 20 i) Verarbeiten der kodierten Datenwörter $u^2(1), \dots, u^2(i-1), u^{2'}(i)$ oder $u^2(i), u^2(i), \dots, u^2(n)$ durch die zweite lineare Automatenschaltung (L2), wobei die zweite lineare Automatenschaltung (L2)
- 25 - in den Zustand $z^2(n+1) = S_2(L_2, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n))$ übergeht, wenn bei den Datenwörtern $u^2(1), \dots, u^2(i-1), u^2(i), u^2(i), \dots, u^2(n)$ kein Fehler feststellbar ist,
- 30 - $z^{2'}(n+1) = S_2(L_2, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y'(i), y(i+1), \dots, y(n))$ übergeht, wenn wenigstens bei der i -ten Position der kodierten Datenwörter $u^2(1), \dots,$

AZ: FIN 516 P/200352313

53

$u^2(i-1), u^2(i), u^2(i), \dots, u^2(n)$ ein Fehler vor-
liegt,

wobei die Signatur eines fehlerfreien Datenstroms T_n mit
 $S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n))$ und
die Signatur eines fehlerhaften Datenstroms T_n mit
 $S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), \dots, y(n))$ bezeichnet
sind.

- j) Bestimmen der Signaturdifferenzen $\Delta S1$ und $\Delta S2$ durch ex-
klusive Oder-Verknüpfungen der in Verfahrensschritt d)
bzw. i) bestimmten Signaturen $S1$ und $S2$ mit ermittelten
Gutsignaturen, jeweils nach folgenden Vorschriften:

$$\Delta S1 = S(L1, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n)) \\ \oplus S(L1, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n))$$

$$\Delta S2 = S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y(i), y(i+1), \dots, y(n)) \\ \oplus S(L2, y(1), \dots, y(i-1), y'(i), y(i+1), \dots, y(n))$$

- k) Bestimmen einer eindeutigen Lösung für die Position i
des fehlerhaften Bits im fehlerhaften Datenwort durch
Lösen der Gleichung

$$f_1^{-1}(A^{i-n} \Delta S1) = f_2^{-1}(B^{i-n} \Delta S2)$$

falls sich keine eindeutige Lösung für $1 \leq i \leq n$ er-
gibt, Ausgeben einer Mitteilung durch ein Ausgabemedi-
um, dass in dem betrachteten Datenstroms T_n zwei oder
mehr Fehler vorliegen,

- l) Bestimmen einer eindeutigen Lösung für den Zähler $e(i)$
des fehlerhaften Datenworts $y'(i)$ im Datenstrom T_n durch
Lösen der Gleichung

AZ: FIN 516 P/200352313

54

$$e(i) = f_1^{-1}(A^{i-n} \cdot \Delta SI)$$

- 5 m) Ausgeben der Position i des fehlerhaften Bits im fehlerhaften Datenwort sowie des Fehlers $e(i)$ des fehlerhaften Datenworts $y'(i)$ im Datenstroms T_n durch ein Ausgabemedium:

- 10 20. Verfahren nach Anspruch 19,
dadurch gekennzeichnet, dass
die Verfahrensschritte mit einer Auswerteschaltung gemäß einem der Ansprüche 1 bis 18 durchgeführt werden.

- 15 21. Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 1 bis 18,
dadurch gekennzeichnet, dass
die Auswerteschaltung auf einem integrierten Schaltkreis monolithisch integriert ist.

- 20 22. Loadboard zur Aufnahme wenigstens einer Nadelkarte zum Testen von integrierten Schaltkreisen und/oder mit wenigstens einem Testsockel zum Testen von integrierten Schaltkreisen und/oder zum Anschluss eines Handlers an einen Tester von integrierten Schaltkreisen, wobei das Loadboard eine Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 1 bis 18 aufweist.

- 25 23. Nadelkarte zum Testen von integrierten Schaltungen, bei der eine Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 1 bis 18 integriert ist.

- 30 24. Tester zum Testen von integrierten Schaltkreisen mit den folgenden Merkmalen:

AZ: FIN 516 P/200352313

55

- der Tester verfügt über mehrere Instrumente zum Erzeugen von Signalen oder Datenströmen und über mehrere Mess-Sensoren, insbesondere für Ströme und Spannungen,
- der Tester weist ein Loadboard auf, das zur Aufnahme wenigstens einer Nadelkarte zum Testen von integrierten Schaltkreisen und/oder zum Anschluss eines Handlers an einen Tester von integrierten Schaltkreisen vorgesehen ist und/oder das mit wenigstens einem Testsockel zum Testen von integrierten Schaltkreisen ausgestattet ist,
- der Tester weist eine Auswerteschaltung nach einem der Ansprüche 1 bis 18 auf.

25. Computerprogramm zum Ausführen eines Verfahrens zum Feststellen und/oder zum Lokalisieren von fehlerhaften Datenworten in einem Datenstrom T_n , das so ausgebildet ist, daß wenigstens die Verfahrensschritte a) sowie k), l) und m) gemäß Anspruch 19 oder 20 ausführbar sind.

26. Computerprogramm nach Anspruch 25, das auf einem Speichermedium, insbesondere in einem Computerspeicher oder in einem Direktzugriffsspeicher enthalten ist.

27. Computerprogramm nach Anspruch 25, das auf einem elektrischen Trägersignal übertragen wird.

28. Datenträger mit einem Computerprogramm nach Anspruch 25.

29. Verfahren, bei dem ein Computerprogramm nach Anspruch 24 aus einem elektronischen Datennetz wie bspw. aus dem Internet auf einen an das Datennetz angeschlossenen Computer heruntergeladen wird.

AZ: FIN 516 P/200352313

Bezugszeichenliste

1	erste Messdatenflussdarstellung
	$y(1), y(2), \dots, y(n)$
5	Messdatenworte
	T_n Messdatenstrom
11	Schieberegister
	$e(i)$ fehlerhaftes Messdatenwort
2	zweite Messdatenflussdarstellung
10	L1 erste lineare Automatenschaltung
	z_1, z_2, z_3, z_4
	Zustände
	y_1, y_2, y_3, y_4
	Messdatenleitungen
15	$XOR_1, XOR_2, XOR_3, XOR_4$
	exklusive Oder-Gatter
30	erste Ausgangsleitung
31	erste Rückkopplungsleitung
32	zweite Rückkopplungsleitung
20	L2 zweite lineare Automatenschaltung
40	zweite Ausgangsleitung
41	dritte Rückkopplungsleitung
42	vierte Rückkopplungsleitung
5	Ablaufschema
25	51 Messdatenwortleitung
	C1, C2 Kodierer
	XOR_{L1}, XOR_{L2}
	exklusive Oder-Gatter
52	erster Ausgang
30	53 zweiter Ausgang
6	Ablaufdiagramm
61-67	Verfahrensschritte

AZ: FIN 516 P/200352313

56

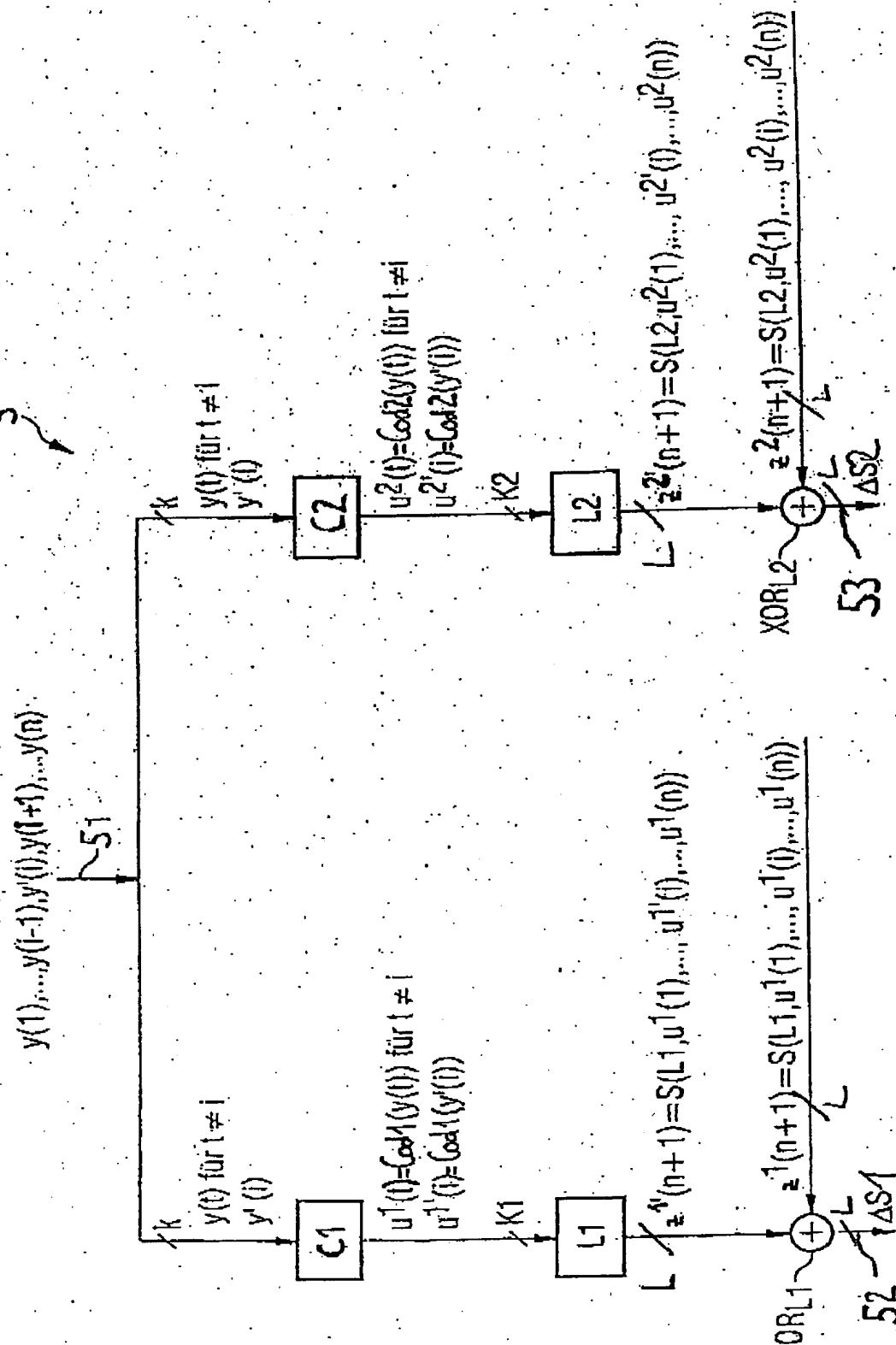
Zusammenfassung

- Auswerteschaltung und Verfahren zum Feststellen und/oder zum
- 5 Lokalisieren fehlerhafter Datenworte in einem Datenstrom T_n

Die erfindungsgemäße Auswerteschaltung umfasst eine erste li-
neare Automaten-schaltung (L1) sowie eine parallel geschaltete
zweite lineare Automaten-schaltung (L2) mit jeweils einer Menge
10 von Zuständen $z(t)$, die eine gemeinsame Eingangsleitung zur
Aufnahme eines Datenstroms T_n aufweisen. Die erste lineare Au-
tomaten-schaltung (L1) und die zweite lineare Automaten-schal-
tung (L2) sind so ausgebildet, dass eine erste Signatur (S1)
bzw. eine zweite Signatur (S2) berechenbar ist. Nach den bei-
15 den linearen Automaten-schaltungen (L1, L2) befinden sich je-
weils ein erstes Verknüpfungsgatter (XOR_{L1}) sowie ein zweites
Verknüpfungsgatter (XOR_{L2}), welche die jeweils von der linea-
ren Automaten-schaltung (L1, L2) berechnete Signatur (S1, S2)
mit einer vorgebbaren Gutsignatur vergleichen und einen Ver-
20 gleichswert ausgeben.

[Fig. 5]

FIG 5.



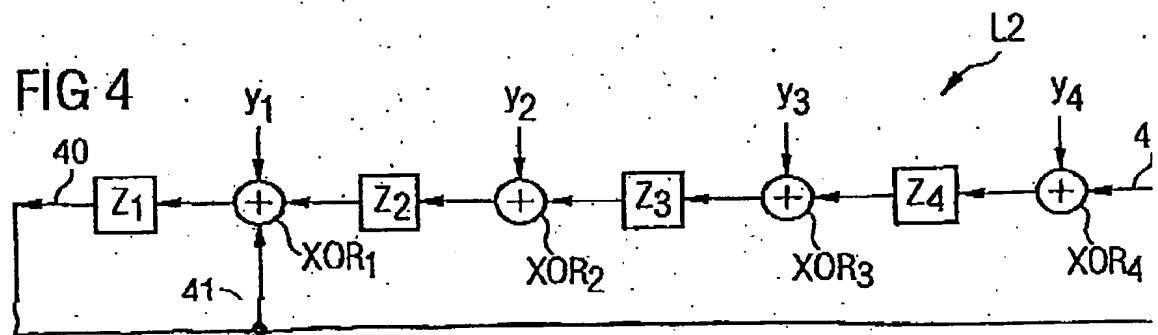
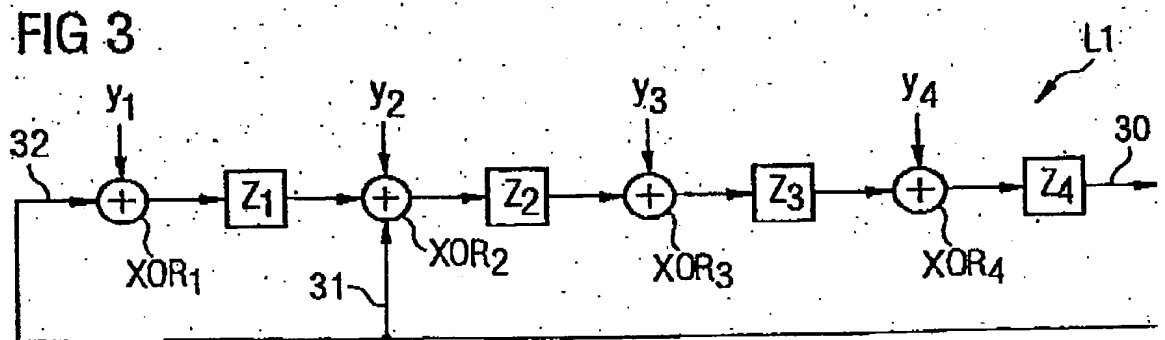
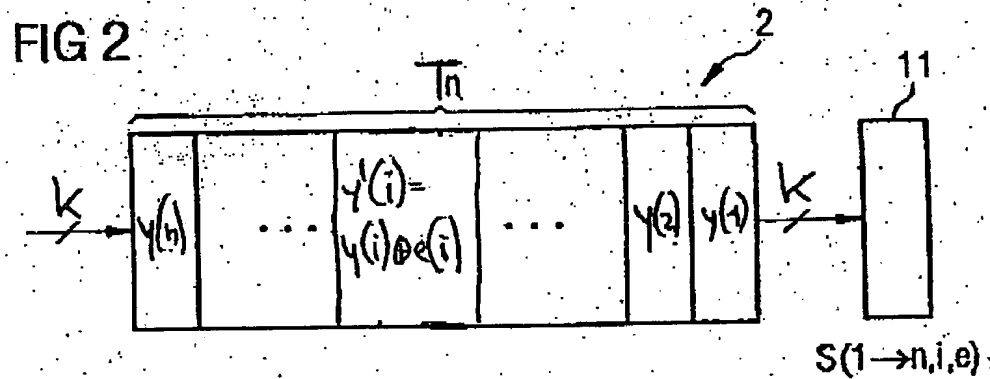
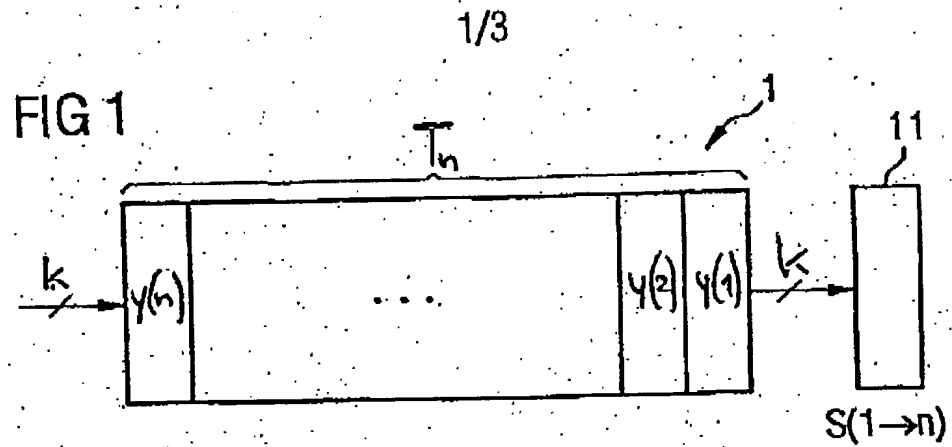
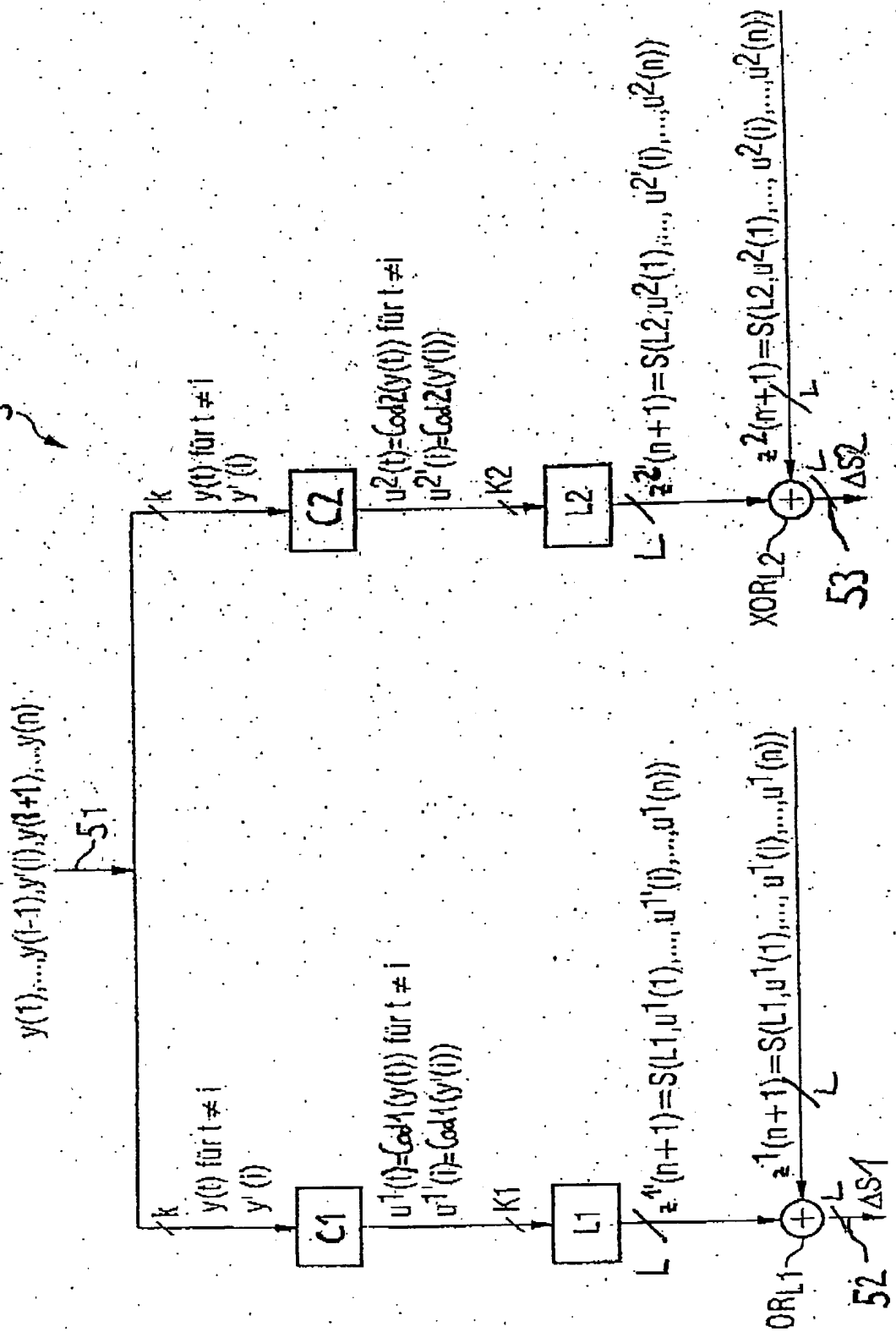


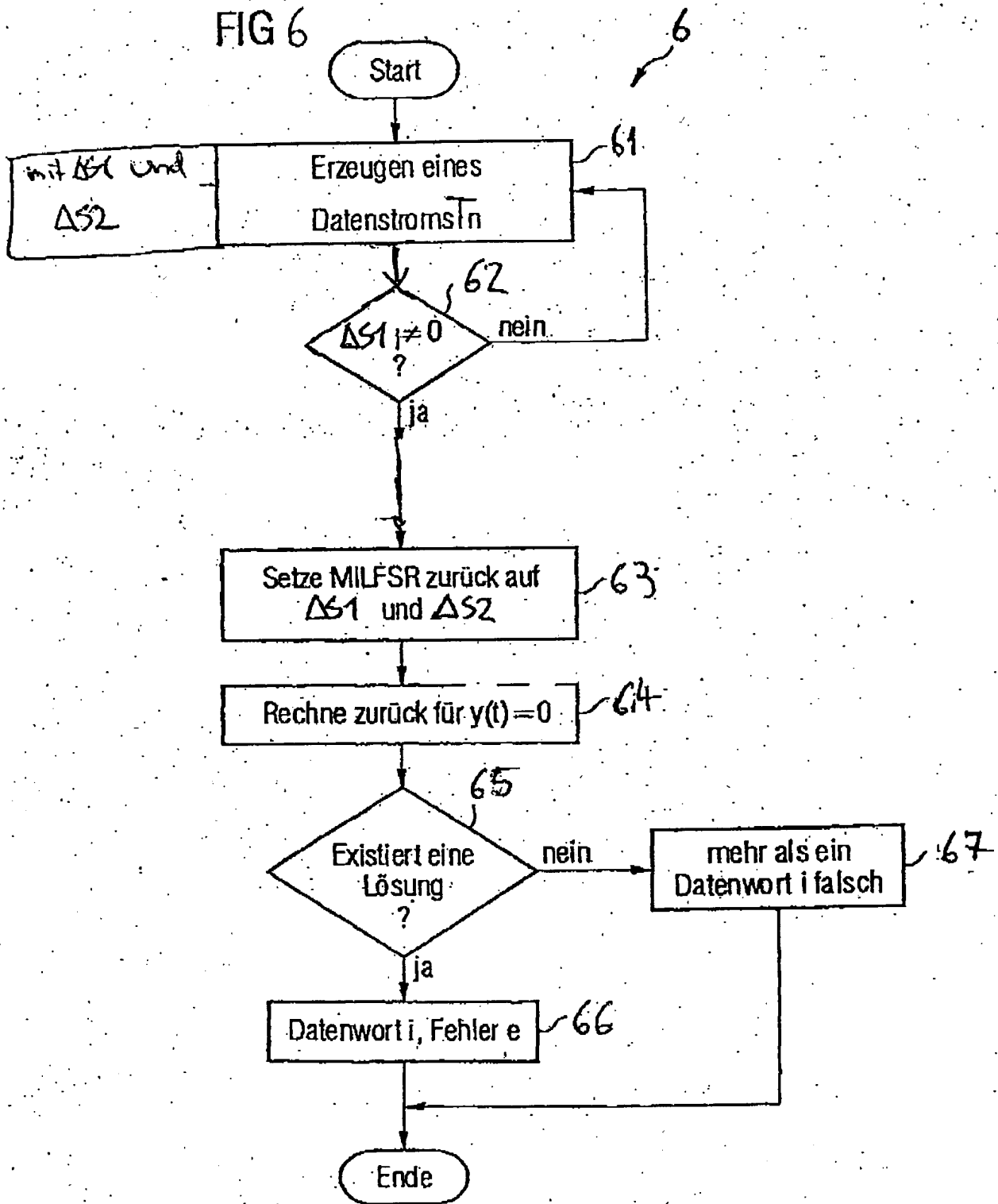
FIG 5



3/3

63

FIG 6



GESAMT SEITEN 64